

1/4/1

DIALOG(R)File 351:Derwent WPI

(c) 2001 Derwent Info Ltd. All rts. reserv.

IM- \*Image available\*

AA- 1996-239777/199624|

XR- <XRPX> N96-200672|

TI- **Dynamically controlled routing in telecommunication network - using at least one virtual destination node which is logical entity corresp. to group of two or more network elements|**

PA- NORTHERN TELECOM LTD (NELE ); BEDARD F (BEDA-I); CARON F (CARO-I); REGNIER J (REGN-I); NORTEL NETWORKS CORP (NELE )|

AU- <INVENTORS> BEDARD F; CARON F; REGNIER J|

NC- 019|

NP- 005|

PN- WO 9613945 A1 19960509 WO 95CA600 A 19951026 199624 B|

PN- US 5526414 A 19960611 US 94329716 A 19941026 199629

PN- EP 789974 A1 19970820 EP 95944816 A 19951026 199738

<AN> WO 95CA600 A 19951026

PN- **JP 11506571** W **19990608** WO 95CA600 A 19951026 199933

<AN> JP 96514203 A 19951026

PN- US 6091720 A 20000718 US 94329716 A 19941026 200037

<AN> WO 95CA600 A 19951026

<AN> US 97817786 A 19970424|

AN- <LOCAL> WO 95CA600 A 19951026; US 94329716 A 19941026; EP 95944816 A 19951026; WO 95CA600 A 19951026; WO 95CA600 A 19951026; JP 96514203 A 19951026; US 94329716 A 19941026; WO 95CA600 A 19951026; US 97817786 A 19970424|

AN- <PR> US 94329716 A 19941026; US 97817786 A 19970424|

CT- 2.Jnl.Ref; EP 372270; EP 538853; US 4284852; US 5311585|

FD- WO 9613945 A1 H04Q-003/66

<DS> (National): CA JP US

<DS> (Regional): AT BE CH DE DK ES FR GB GR IE IT LU MC NL PT SE

FD- EP 789974 A1 H04Q-003/66 Based on patent WO 9613945

<DS> (Regional): DE FR GB

FD- JP 11506571 W H04M-003/00 Based on patent WO 9613945

FD- US 6091720 A H04L-012/28 Cont of application US 94329716

Cont of patent US 5526414

Based on patent WO 9613945|

LA- WO 9613945(E<PG> 61); US 5526414(11); EP 789974(E); JP 11506571(67)|

DS- <NATIONAL> CA JP US|

DS- <REGIONAL> AT; BE; CH; DE; DK; ES; FR; GB; GR; IE; IT; LU; MC; NL; PT; SE|

AB- <BASIC> WO 9613945 A

The telecommunications network (31A) has several network nodes and links. The nodes include origin nodes with a switching element for routing calls, destination nodes and transit nodes which are both

origin and destination nodes. A link connects each origin and destination node. Each switching element has a memory holding a listing of destination nodes, a corresponding link where it exists, a corresponding group of one or more circuit groups outgoing from the switching element and a list of zero or more transit nodes. Each switching element translates address data of a call to determine a destination node.

The listing of destination nodes of at least one of the switching elements has a virtual destination node representing a group of two or more components, each being a distinct physical network element. There is one or more distinct circuit groups associated with each component. The link from the one of the origin nodes to the virtual destination is a set of circuit groups from the switching element at that one of the origin nodes to the two or more components of the virtual destination node.

USE/ADVANTAGE - Telephone networks. Allows current routing schedule to effectively use other network elements. Can be used with networks which do not have dynamic routing.

Dwg.5/6|

AB- <US> US 5526414 A

A telecommunications network comprising:

a plurality of network nodes and links,

the network nodes comprising origin nodes, each comprising a switching element capable of routing calls within the network, and destination nodes serving as destinations for such calls, some of said network nodes being tandem nodes, each tandem node serving as both a destination node and an origin node;

each link interconnecting directly an origin node and a destination node and comprising one or more circuit groups,

each of the switching elements having storage means for routing information, the routing information comprising (i) a listing of destination nodes; (ii) associated with each destination node, a corresponding link, where such a link exists; (iii) for each link, a corresponding group of one or more circuit groups outgoing from the switching element; and (iv) associated with each destination node, a list of zero or more tandem nodes;

the network further comprising means for updating the routing information;

each switching element comprising means for translating address data of a call to determine a destination node for the call and

(i) where a link to the destination node exists, attempting to route the call to the destination node via a circuit group that is in the link;

(ii) where a link to the destination node is not available, accessing its routing table to select a tandem node and attempting to route the call via a link to the tandem node;

wherein said listing of destination nodes of at least one of said

switching elements comprises a virtual destination node representing a group of two or more components, each component being a distinct physical network element, there being one or more distinct circuit groups associated with each component, and each link from a particular origin node to the virtual destination node is a set of circuit groups from the switching element at that particular origin node to the two or more components of the virtual destination node.

Dwg.2/4|

DE- <TITLE TERMS> DYNAMIC; CONTROL; ROUTE; TELECOMMUNICATION; NETWORK; ONE; VIRTUAL; DESTINATION; NODE; LOGIC; ENTITY; CORRESPOND; GROUP; TWO; MORE ; NETWORK; ELEMENT|

DC- W01|

IC- <MAIN> H04L-012/28; H04M-003/00; H04M-007/00; H04Q-003/66|

IC- <ADDITIONAL> G01R-031/08; G06F-011/00; H04J-003/24; H04L-012/50; H04L-012/56; H04M-003/42; H04Q-003/545; H04Q-003/76|

MC- <EPI> W01-B05A1|

FS- EPI||

(19) 日本国特許庁 (JP)

## (12) 公表特許公報 (A)

(11) 特許出願公表番号

特表平 1 1 - 5 0 6 5 7 1

(43) 公表日 平成 11 年 (1999) 6 月 8 日

(51) Int. Cl. °

識別記号

F I

H 0 4 M 3/00

H 0 4 M 3/00 D

H 0 4 L 12/56

H 0 4 Q 3/545

H 0 4 Q 3/545

3/76

3/76

H 0 4 L 11/20 1 0 2 D

審査請求 未請求 予備審査請求 有

(全 6 7 頁)

(21) 出願番号 特願平8-514203  
 (86) (22) 出願日 平成7年(1995)10月26日  
 (85) 翻訳文提出日 平成9年(1997)4月25日  
 (86) 国際出願番号 PCT/CA95/00600  
 (87) 国際公開番号 WO96/13945  
 (87) 国際公開日 平成8年(1996)5月9日  
 (31) 優先権主張番号 08/329, 716  
 (32) 優先日 1994年10月26日  
 (33) 優先権主張国 米国 (US)  
 (81) 指定国 EP (AT, BE, CH, DE, DK, ES, FR, GB, GR, IE, IT, LU, MC, NL, PT, SE), CA, JP, US

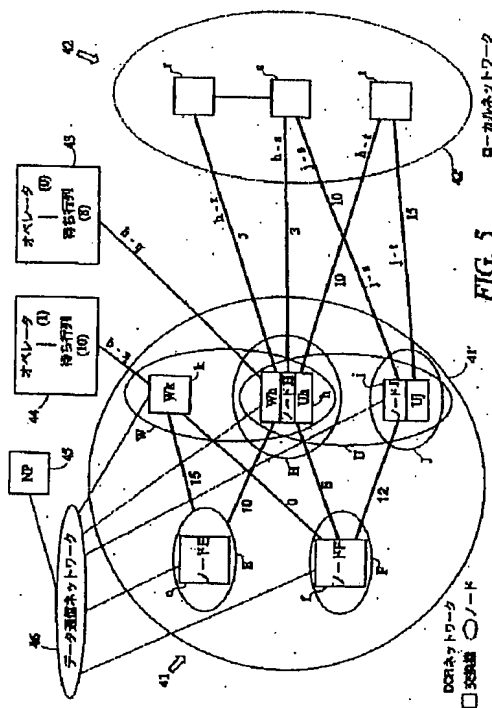
(71) 出願人 ノーザン・テレコム・リミテッド  
 カナダ国, エイチ2ワイ 3ワイ4, ケベック, モントリオール, エスティ. アントイン ストリート ウェスト 380 ワールド トレード センタ オブ モントリオール 8ス フロア  
 (72) 発明者 ベダード・フランソワ  
 カナダ国, エイチ3イー 1ダブリュー9, ケベック, パーダン, クール デ プリメパール 3  
 (74) 代理人 弁理士 泉 和人

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 仮想着信ノードを使用して動的に制御される経路指定

## (57) 【要約】

呼の伝送のため、回線グループ(a-b, o-a, o-b, o-c)で相互接続された複数のネットワーク交換機構成要素(a, b, c, o, t)、そのネットワーク構成要素と通信を行うネットワークプロセッサ(25A)を備え、動的に制御された経路指定(DCR)を行う通信ネットワーク(31A)に関する。少なくとも1つのノードは、ネットワーク構成要素である2以上のコンポーネントのグループに対応する、論理的構成要素としての仮想着信ノード(V)である。この仮想着信ノードへのリンクは回線グループに対応する必要はないが、仮想着信ノードのコンポーネントに接続される1組の回線グループである。DCRネットワーク外の最終着信先は、仲介着信ノードとして仮想着信ノードと関連づけることが可能であり、それにより、唯一の出ゲートウェイを介するよりも、仮想着信ノードのコンポーネントのいずれかを介して、呼がDCRネットワークから出るようにする。仮想着信ノードへのリンクが複数の回線グループからなる場合、関連する交換機構成要素の格納には、それらの回線グループに対する比率を含める。そして、仮想着信ノード



**【特許請求の範囲】**

## 1. 通信ネットワーク (31A) において、

複数のネットワークノード (A, B, C, O, T, V) とリンク (A-B, A-O, A-T, B-A, B-O, B-T, ...) であって、

前記ネットワークノードは発信ノード (A, B, C, O, T) と着信ノード (A, B, C, O, T, V) で構成され、前記発信ノードの各々は、前記ネットワーク内で呼の経路指定を行うことができる交換機構成要素 (a, b, c, o, t) からなり、前記着信ノードは、このような呼に対する宛先としての役割をし、前記ネットワークノードのいくつかは通過ノード (A, B, C, O, T) で、各通過ノードは着信及び発信ノードであり、各リンクは、発信ノードと着信ノードを直接、相互接続するとともに、1以上の回線グループ (a-b, o-a, o-b, o-c, ...) からなり、前記交換機構成要素の各々は、経路指定情報を格納するための格納手段を有し、この経路指定情報は、

(i) 着信ノードの一覧

(ii) そのようなリンクが存在する場合、各着信ノードに関連した対応リンク

(iii) 各リンクに対する、前記交換機構成要素から出る1以上の回線グループの対応グループ

(iv) 各着信ノードに関連した、0以上の通過ノードのリスト、  
からなり、

各交換機構成要素は、呼のアドレスデータを読み替えて、その呼の着信ノードを決定する手段を備え、

(i) 着信ノードへのリンクが存在する場合、その呼を、そのリンク内の回線グループを介して着信ノードへ経路指定するようにし、

(ii) 着信ノードへのリンクが利用できない場合には、通過ノードを選択するためにその経路指定情報をアクセスし、その通過ノードへのリンク内にある回線グループを介して、その呼の経路指定をする

手段を備え、

前記交換機構成要素の1つが前記発信ノードに位置しながら、少なくとも1つ

の前記交換機構成要素についての前記着信ノードの一覧が仮想着信ノード (V) を備え、この仮想着信ノードは、各々が明確に区別できる物理的なネットワーク要素である、2以上のグループのコンポーネント (a, b, c) を表わし、また、各コンポーネントに関連する1以上の別個の回線グループが存在し、そして、前記発信ノードの1つから前記仮想着信ノードへのリンクは、この発信ノードの1つにおける交換機構成要素から前記仮想着信ノードの2以上のコンポーネントへの回線グループの組であることを特徴とする通信ネットワーク。

2. さらに、前記経路指定情報を更新するネットワークプロセッサ手段 (25 A) を備え、このネットワークプロセッサ手段は、データ通信ネットワーク (24 A) によって、すべての前記交換機構成要素と接続され、これによって定期的に、前記交換機構成要素の各々がネットワークプロセッサ手段に対して、その交換機構成要素に特有のネットワーク状態についての情報を通信し、ネットワークプロセッサ手段から、推奨通過ノードを含む代替経路指定の情報を受信し、このネットワークプロセッサ手段は、すべての交換機構成要素によって通信された前記情報に基づいて代替経路指定情報を算出し、通過ノードを識別する情報を定期的に更新することを特徴とする請求項1記載の通信ネットワーク。

3. 代替経路指定の推奨の算出を行う際、前記ネットワークプロセッサ手段は、すべてのリンクの全利用度を考慮に入れ、リンクが複数の回線グループで構成されるときには、そのリンクの全回線グループを考慮に入れることを特徴とする請求項2記載の通信ネットワーク。

4. 前記発信ノードの1つから前記仮想着信ノードへのリンクは複数の回線グループを備え、前記交換機構成要素の1つの前記格納手段は、これらの回線グループの各々に対する特定の比率を含んでおり、この発信ノードの1つから仮想着信ノードへのリンクを介して、呼の経路指定を試みる際には、前記交換機構成要素の1つが、この特定の比率に基づいて回線グループの経路指定を試みることを

を特徴とする請求項1記載の通信ネットワーク。

5. 前記交換機構成要素の1つは、前記リンクを介して前記仮想着信ノードへ呼の経路指定を試みる際、

- (i) 前記複数の回線グループにおいて、ゼロ（0）ではない比率を有するすべての回線グループの組Sを決定し；
- (ii) 組Sが空か否かを決定し；
- (iii) 前記組Sが空であれば、前記呼をオーバフローさせ；
- (iv) 組が空ではない場合、組Sの回線グループの1つについての重み付けをしたランダム選択を行い、そのような回線グループを介して、前記呼の経路指定を試み；
- (v) 前記選択された回線グループが空き回線を有していない場合、組Sから、その選択された回線グループを除去し；
- (vi) 呼が送信されるまで、あるいは、前記組内のすべての回線グループがなくなり、呼がオーバフローとなるまで、ステップ(ii)から(v)を繰り返す、ことを特徴とする請求項4記載の通信ネットワーク。

6. 前記ネットワークプロセッサ手段は、

- (i) 各リンクに対して、前もって算出した保護許容誤差を格納し、この保護許容誤差は、ダイレクトトラフィックのためにリンク内に処理能力を確保しており；
  - (ii) これらの保護許容誤差及び現在のリンク利用度から、各リンクの各回線グループに対する予約値を算出し；
  - (iii) これらの予約値及び発信ノードの交換機構成要素から通知された空き回線数より、各リンク上の非予約（保護）空き回線数を算出する、ことで前記リンクに対する安全空き回線を決定するよう構成され、
- さらに、前記発信ノードから着信ノードへのリンクによって直接接続される発信ノードと着信ノードの各組に対する通過ノードの推奨を、これらの安全空き回線の数をもとに算出するよう構成されたことを特徴とする請求項3記載の通信

ネットワーク。

7. 前記発信ノードの1つから前記仮想着信ノードへのリンクは複数の回線グループを備え、前記交換機構成要素の各格納手段は、その各々が、各リンク内の前記回線グループ各々に対する特定比率を含み、そのようなリンクを介して、呼

の経路指定を行う際、前記交換機構成要素はこの特定比率に基づいて、そのリンクの回線グループに経路指定の試みを行い、さらに、ネットワークプロセッサ手段は、

$G_1$  をリンク 1 の回線グループの組、

$IC_g$  を、報告された、回線グループ  $g$  上の空き回線の数、

$L_g$  を、回線グループ  $g$  を含むリンクの組、

$P_{1,g}$  を、リンク 1 の回線グループ  $g$  に対して、内部リンクトラフィック分配に使用される前記比率、

$PA_1$  を、ダイレクトトラフィックのための処理能力を確保するよう機能する、リンク 1 用の保護許容誤差値、  
とした場合、

(i) 回線グループ  $g$  を含むリンクの保護許容誤差を回線グループ間に配分して、この回線グループ  $g$  上の予約  $RSV_g$  が、

$$RSV_g = \min \left( \sum_{m \in L_g} P_{m,g} \cdot PA_m, IC_g \right)$$

に等しくなるようにし、リンク 1 に対する総予約レベル  $RSV_1$  が、

$$RSV_1 = \sum_{g \in G_1} RSV_g$$

となるよう生成し、そして、

(ii) 空き回線の数  $IC_1$  を、

$$IC_1 = \sum_{g \in G_1} IC_g$$

によって、また、リンク 1 に対する安全空き回線の数  $SIC_1$  を、

$$SIC_1 = IC_1 - RSV_1$$

によって算出することを特徴とする請求項 6 記載の通信ネットワーク。

8. 前記ネットワークプロセッサは、

(i) 各リンクの各回線グループに対する現在の予約  $RSV_{1,g}$  を格納し、

(ii) 安全空き回線の算出の際、



$G_1$ をリンク1の回線グループの組、  
 $\#G_1$ をリンク1中の回線グループ数、  
 $IC_g$ を、報告された、回線グループg上の空き回線の数、  
 $L_g$ を、回線グループgを含むリンクの組、  
 $PA_1$ を、ダイレクトトラフィックのための処理能力を確保するよう機能する、  
 リンク1用の保護許容誤差値、  
 とした場合、

(A) 現在の $RSV_{1,g}$ が0のとき、この $RSV_{1,g}$ が、

$$RSV_{1,g} = \min \left( \frac{IC_g}{\#L_g}, \frac{PA_1}{\#G_1} \right)$$

となるよう調整し、

(B) 式

$$RRSV_{1,g} = \begin{cases} PA_1 \cdot \frac{RSV_{1,g}}{\sum_{h \in G_1} RSV_{1,h}} & \text{if } \sum_{h \in G_1} RSV_{1,h} > 0 \\ PA_1 \cdot \frac{1}{\#G_1} & \text{otherwise} \end{cases}$$

を使用して、要求予約 $RRSV_{1,g}$ を算出し、

(C) リンク1に対して、回線グループg上の新規の予約 $RSV_{1,g}$ を、

$$RSV_{1,g} = \begin{cases} 0 & \text{if } IC_g = 0 \\ IC_g \cdot \frac{RRSV_{1,g}}{\sum_{m \in L_g} RRSV_{m,g}} & \text{if } \sum_{m \in L_g} RRSV_{m,g} > IC_g > 0, \\ RRSV_{1,g} & \text{otherwise} \end{cases}$$

によって算出し、

(D) 回線グループg上の予約 $RSV_g$ を、

$$RSV_g = \sum_{m \in L_g} RSV_{m,g}$$

によって算出し、

(E) 各リンク1に対する空き回線数 $IC_1$ を、

$$IC_1 = \sum_{g \in G_1} IC_g$$

によって算出し、

(F) リンク 1 に対する安全空き回線の数  $SIC_1$  が、

$$SIC_1 = IC_1 - RSV_1$$

に等しくなるよう算出する、

ように構成されていることを特徴とする請求項 6 記載の通信ネットワーク。

9. さらに、前記仮想着信ノードのコンポーネントによる現在のリンク利用度及び現在の能力を考慮に入れて前記比率を自動的に更新し、その仮想着信ノードによって供される最終着信先に対して呼を完了する更新手段を備えることを特徴とする請求項 4 記載の通信ネットワーク。

10. 前記経路指定情報を更新する手段は、データ通信ネットワーク (24A) により前記交換機構成要素のすべてに接続されたネットワークプロセッサ手段 (25A) を備え、これにより定期的に、前記交換機構成要素の各々がネットワークプロセッサ手段に、この交換機構成要素に特有のネットワーク状態についての情報を通信し、このネットワークプロセッサ手段から推奨通過ノードを含む

代替経路指定情報を受信し、前記ネットワークプロセッサ手段は、すべての交換機構成要素によって通信された前記情報に基づいて代替経路指定情報を算出し、また、通過ノードを識別する情報を定期的に更新し、さらに、前記仮想着信ノードの各々のコンポーネントは、前記ネットワークプロセッサ手段に、その仮想着信ノードによって供される最終着信先に対して呼を完了する能力に関連した呼完了能力情報を通知するよう構成され、このネットワークプロセッサ手段は、このような呼完了情報及び前記交換機構成要素より通知された前記ネットワーク状態をもとに、前記仮想着信ノードへのリンクの各回線グループに対する比率を算出するよう構成され、また、前記リンクによって前記仮想着信ノードに接続された前記発信ノードにおいて、前記交換機構成要素へこれらの比率を供給するよう構成されることを特徴とする請求項 9 記載の通信ネットワーク。

11. 前記ネットワークプロセッサ手段へ通信された前記呼完了能力情報は、コ

ンポーネントと処理された呼の特性と、これらのコンポーネントで供される最終宛先との相違とは無関係に、前記ネットワークプロセッサ手段によって同様の形式で表現され、同様の方法で扱われることを特徴とする請求項10記載の通信ネットワーク。

12. 前記ネットワークプロセッサは、前記リンクの回線グループの空き容量及び前記仮想着信ノードのコンポーネントの呼完了能力に従って、その仮想着信ノードへの前記リンクが有する複数の回線グループにトラヒックが分配され、前記比率を決定するように構成されることを特徴とする請求項10記載の通信ネットワーク。

13. 前記ネットワークプロセッサは、前記仮想着信ノードへの前記リンクの回線グループ各々に対して、その空き回線数に基づく第1の重み、及び前記動的な仮想着信ノードのコンポーネントの完了能力に基づく第2の重みを算出し、これら第1及び第2の重みを結合し、結合された重みを比率に変換し、このような変換による前記比率を、以前使用された対応する比率と結合し、そして、このよ

うな結合で得られた前記比率を、前記発信ノードの1つにおいて前記交換機構成要素へ送信するように構成され、この交換機構成要素は、前記仮想着信ノードへの前記リンクが有する回線グループに呼を分配する際に、連続して使用できるよう、新規に算出された比率を用いてその格納手段を更新するように構成されていることを特徴とする請求項12記載の通信ネットワーク。

14. 前記ネットワークプロセッサ手段は、

$CC_c$  をコンポーネント  $c$  が報告する完了能力、

$C_{1,g}$  を、その方向にリンク 1 内の回線グループ  $g$  が進む、動的な仮想着信ノードのコンポーネント、

$G_1$  をリンク 1 の回線グループの組、

$\# G_1$  をリンク 1 内の回線グループ数、

$IC_g$  を回線グループ  $g$  上の報告された空き回線数、

$\# L_g$  を、回線グループ  $g$  を含むリンク数、

$P'_{1,g}$  を、リンク 1 内の回線グループ  $g$  に対する前回の比率、

PWF を、比率の算出に使用される重みづけ係数、  
とした場合、

回線グループ  $g$  に対する第 1 の重み  $W1_g$  を、

$$W1_g = \frac{IC_g}{\#L_g}$$

で算出し、

リンク 1 の回線グループ  $g$  に対する第 2 の重み  $W2_{1,g}$  を、

$$W2_{1,g} = \begin{cases} CC_{c_{1g}} \cdot \frac{W1_g}{\sum_{i | c_{1i} = c_{1g}} W1_i} & \text{if } \sum_{i | c_{1i} = c_{1g}} W1_i \neq 0 \\ CC_{c_{1g}} \cdot \frac{1}{\#\{i | c_{1i} = c_{1g}\}} & \text{otherwise} \end{cases}$$

で算出し、

リンク 1 の回線グループ  $g$  に対する結合された重み  $W_{1,g}$  を、

$$W_{1,g} = \sqrt{W1_g \cdot W2_{1,g}}$$

で算出し、

リンク 1 の回線グループ  $g$  に対する比率  $WP_{1,g}$  を、

$$WP_{1,g} = \begin{cases} \frac{W_{1,g}}{\sum_{i \in G_1} W_{1,i}} & \text{if } \sum_{i \in G_1} W_{1,i} \neq 0 \\ \frac{1}{\#G_1} & \text{otherwise} \end{cases} \quad \text{and:}$$

で算出し、

今現在の比率と前回の比率を結合する式、

$$P_{1,g} = WP_{1,g} \cdot PWF + P'_{1,g} \cdot (1 - PWF)$$

によって、リンク 1 の回線グループ  $g$  に対する結合比率  $P_{1,g}$  を算出する、ように構成されたことを特徴とする請求項 13 記載の通信ネットワーク。

15. 各交換機構成要素は、前記仮想着信ノードへの呼に対する呼完了率情報を発生し、それに従って、その比率を更新することを特徴とする請求項 9 記載の通信ネットワーク。

16. 前記交換機構成要素は、前記仮想着信ノードへのリンクを使用して呼の経路指定を試みる際、回線グループのオーバフローと、ネットワークで修復可能な要素に属する理由付き解放信号メッセージとを監視することによって、前記呼完了情報を発生することを特徴とする請求項15記載の通信ネットワーク。

17. 前記交換機構成要素の1つは、前記仮想着信ノードへのリンクに対して、変数、

N : リンク内の回線グループ数 (2以上)、

LASTCG : オーバフローあるいは理由付き解放メッセージを有していた最後の回線グループのリンク中のインデックス (1からN)、

LASTOVF : 回線グループLASTCGに対するオーバフロー及び/または連続する理由付き解放メッセージの数 (1以上)、

CGCTR : その比率を更新した最後の回線グループのリンク中のインデックス (1からN)、

を保持し、また、

前記仮想着信ノードへのリンク内の回線グループCGを使用して呼の経路指定を試みた結果、オーバフロー、あるいは所定の理由の組の1つを指定する理由付き解放メッセージとなった場合、交換機構成要素は、そのリンクに対する比率を

1. 回線グループCGのインデックスがLASTCGであれば、LASTOVFに1を足す。そうでなければ、LASTCGを回線グループCGのインデックスに設定し、LASTOVFを1に設定する。

2. 更新がオーバフローによるものである場合、

(a) MAXDECをLASTOVF%の最小値、及び回線グループCGの現在の比率に設定する。

そうでない場合 (更新は、理由付き解放メッセージによる) は、

(b) MAXDECを、N倍したLASTOVF%の最小値、及び回線グループCGの現在の比率に設定する。

3. 回線グループCGの現在の比率からMAXDECを引く。

4. (a) CGCTRに1を足す、すなわち、 $CGCTR > N$ であれば、CGCTRを1に設定する、

(b)  $CGCTR = LASTCG$ であれば、ステップ4の(a)へ戻る、

(c) インデックスCGCTRを有する回線グループの現在の比率に1%を付加する、ステップをMAXDEC回、繰り返す、

ことで変更することを特徴とする請求項16記載の通信ネットワーク。

18. 通信ネットワーク(31A)での呼の経路指定方法において、

複数のネットワークノード(A, B, C, O, T, V)とリンク(A-B, A-O, A-T, B-A, B-O, B-T, ...)であって、

前記ネットワークノードは発信ノード(A, B, C, O, T)と着信ノード(A, B, C, O, T, V)で構成され、前記発信ノードの各々は、前記ネットワーク内で呼の経路指定を行うことができる交換機構成要素(a, b, c, o, t)からなり、前記着信ノードは、このような呼に対する宛先としての役割をし、前記ネットワークノードのいくつかは通過ノード(A, B, C, O, T)で、各通過ノードは着信及び発信ノードであり、各リンクは、発信ノードと着信ノードを直接、相互接続するとともに、1以上の回線グループ(a-b, o-a, o-b, o-c, ...)からなり、前記交換機構成要素の各々は、経路指定情報を格納するための格納手段を有し、この経路指定情報は、

(i) 着信ノードの一覧、

(ii) そのようなリンクが存在する場合、各着信ノードに関連した対応リンク

(iii) 各リンクに対する、前記交換機構成要素から出る1以上の回線グループの対応グループ、

(iv) 各着信ノードに関連した、0以上の通過ノードのリスト、  
からなり、

各交換機構成要素は、呼のアドレスデータを翻訳して、その呼の着信ノードを決定する手段を備え、

当該方法は、発信ノードでの各交換機構成要素において、

(i) 着信ノードへのリンクが存在する場合、その呼を、そのリンク内の回線グループを介して着信ノードへ経路指定するようにし、

(ii) 着信ノードへのリンクが利用できない場合には、通過ノードを選択するためにその経路指定情報をアクセスし、その通過ノードへのリンク内にある回線グループを介して、その呼の経路指定をする  
ステップを備え、

前記交換機構成要素の1つが前記発信ノードに位置しながら、少なくとも1つの前記交換機構成要素についての前記着信ノードの一覧に仮想着信ノード(V)を含めるステップと、この仮想着信ノードは、各々が明確に区別できる物理的な

ネットワーク要素である、2以上のグループのコンポーネント(a, b, c)を表わしており、また、各コンポーネントに関連する1以上の別個の回線グループが存在し、そして、前記発信ノードの1つから前記仮想着信ノードへのリンクは、前記交換機構成要素の1つから前記仮想着信ノードの2以上のコンポーネントへの回線グループの組であって、前記発信ノードの1つから前記仮想着信ノードへ前記リンクを介して、この仮想着信ノードに呼の経路指定を行う場合は、前記回線グループの組の1つを使用してこの呼の経路指定を行うステップとを備えることを特徴とする呼の経路指定方法。

19. 前記着信ノードは、さらに、前記経路指定情報を更新するネットワークプロセッサ手段(25A)を備え、このネットワークプロセッサ手段は、データ通信ネットワーク(24A)によって、すべての前記交換機構成要素と接続され、当該方法は、前記データ通信ネットワークを介して定期的に、前記交換機構成要素の各々がネットワークプロセッサ手段に対して、その交換機構成要素に特有のネットワーク状態についての情報を通信し、ネットワークプロセッサ手段から、推奨通過ノードを含む代替経路指定の情報を受信し、このネットワークプロセッサ手段は、すべての交換機構成要素によって通信された前記情報に基づいて代替経路指定情報を算出し、通過ノードを識別する情報を定期的に更新することを特徴とする請求項18記載の呼の経路指定方法。

20. 前記代替経路指定の推奨を算出するステップは、前記ネットワークプロセ

ッサ手段によって、すべてのリンクの全利用度を考慮に入れ、リンクが複数の回線グループで構成されるときには、そのリンクの全回線グループを考慮に入れることを特徴とする請求項19記載の呼の経路指定方法。

21. 前記発信ノードの1つから前記仮想着信ノードへのリンクは複数の回線グループを備え、前記交換機構成要素の1つの前記格納手段は、これらの回線グループの各々に対する特定の比率を含む前記ネットワークにおいて、当該方法は、この発信ノードの1つから仮想着信ノードへのリンクを介して、呼の経路指定を

試みる際、前記交換機構成要素の1つが、この特定の比率に基づいて回線グループの経路指定を試みることを特徴とする請求項18記載の呼の経路指定方法。

22. 前記交換機構成要素の1つは、前記リンクを介して前記仮想着信ノードへ呼の経路指定を試みる際、

(i) 前記複数の回線グループにおいて、ゼロ(0)ではない比率を有するすべての回線グループの組Sを決定し；

(ii) 組Sが空か否かを決定し；

(iii) 前記組Sが空であれば、前記呼をオーバフローさせ；

(iv) 組が空ではない場合、組Sの回線グループの1つについての重み付けをしたランダム選択を行い、そのような回線グループを介して、前記呼の経路指定を試み；

(v) 前記選択された回線グループが空き回線を有していない場合、組Sから、その選択された回線グループを除去し；

(vi) 呼が送信されるまで、あるいは、前記組内のすべての回線グループがなくなり、呼がオーバフローとなるまで、ステップ(ii)から(v)を繰り返す、ことを特徴とする請求項21記載の呼の経路指定方法。

23. 前記ネットワークプロセッサ手段において、前記リンクに対する安全空き回線は、

(i) 各リンクに対して、前もって算出した保護許容誤差を格納し、この保護許容誤差は、ダイレクトトラフィックのためにリンク内に処理能力を確保しており；



(ii) これらの保護許容誤差及び現在のリンク利用度から、各リンクの各回線グループに対する予約値を算出し；

(iii) これらの予約値及び発信ノードの交換機構成要素から通知された空き回線数より、各リンク上の非予約（安全）空き回線の数を出算する、  
ことで決定され、

さらに、前記発信ノードから着信ノードへのリンクによって直接接続される発信ノードと着信ノードの各組に対する通過ノードの推奨を、これらの安全空き回線の数をもとに算出することを特徴とする請求項20記載の呼の経路指定方法。

24. 前記発信ノードの1つから前記仮想着信ノードへのリンクは複数の回線グループを備え、前記交換機構成要素の格納手段は、各リンク内の前記回線グループ各々に対する特定の比率を含む前記ネットワークにおいて、当該方法はさらに、そのようなリンクを介して、前記交換機構成要素において呼の経路指定を行う際、この特定の比率に基づいて、そのリンクの回線グループに経路指定の試みを行うステップを備え、さらに、ネットワークプロセッサ手段において、

$G_1$ をリンク1の回線グループの組、

$IC_g$ を、報告された、回線グループ $g$ 上の空き回線の数、

$L_g$ を、回線グループ $g$ を含むリンクの組、

$P_{1,g}$ を、リンク1の回線グループ $g$ に対して、内部リンクトラフィック分配に使用される前記比率、

$PA_1$ を、ダイレクトトラフィックのための処理能力を確保するよう機能する、リンク1用の保護許容誤差値、  
とした場合、

(i) 回線グループ $g$ を含むリンクの保護許容誤差を回線グループ間に配分して、この回線グループ $g$ 上の予約 $RSV_g$ が、

$$RSV_g = \min \left( \sum_{m \in L_g} P_{mg} \cdot PA_m, IC_g \right)$$

に等しくなるようにし、リンク1に対する総予約レベル $RSV_1$ が、

$$RSV_l = \sum_{g \in G_l} RSV_g$$

となるよう生成し、そして、

(ii) 空き回線の数  $IC_l$  を、

$$IC_l = \sum_{g \in G_l} IC_g$$

によって、また、リンク  $l$  に対する安全空き回線の数  $SIC_l$  を、

$$SIC_l = IC_l - RSV_l$$

によって算出するステップを備えることを特徴とする請求項23記載の呼の経路指定方法。

25. 前記ネットワークプロセッサにおいて、

(i) 各リンクの各回線グループに対する現在の予約  $RSV_{l,g}$  を格納し、

(ii) 安全空き回線の算出の際、

$G_l$  をリンク  $l$  の回線グループの組、

$\#G_l$  をリンク  $l$  中の回線グループ数、

$IC_g$  を、報告された、回線グループ  $g$  上の空き回線の数、

$L_g$  を、回線グループ  $g$  を含むリンクの組、

$PA_l$  を、ダイレクトトラフィックのための処理能力を確保するよう機能する、リンク  $l$  用の保護許容誤差値、

とした場合、

(A) 現在の  $RSV_{l,g}$  0 のとき、この  $RSV_{l,g}$ 、

$$RSV_{lg} = \min \left( \frac{IC_g}{\#L_g}, \frac{PA_l}{\#G_l} \right)$$

となるよう調整し、

(B) 式

$$RRSV_{lg} = \begin{cases} PA_l \cdot \frac{RSV_{lg}}{\sum_{h \in G_l} RSV_{lh}} & \text{if } \sum_{h \in G_l} RSV_{lh} > 0 \\ PA_l \cdot \frac{1}{\#G_l} & \text{otherwise} \end{cases}$$

を使用して、要求予約  $RRSV_{1,g}$  を算出し、

(C) リンク 1 に対して、回線グループ  $g$  上の新規の予約  $RSV_{1,g}$  を、

$$RSV_{lg} = \begin{cases} 0 & \text{if } IC_g = 0 \\ IC_g \cdot \frac{RRSV_{lg}}{\sum_{m \in L_g} RRSV_{mg}} & \text{if } \sum_{m \in L_g} RRSV_{mg} > IC_g > 0, \\ RRSV_{lg} & \text{otherwise} \end{cases}$$

によって算出し、

(D) 回線グループ  $g$  上の予約  $RSV_g$  を、

$$RSV_g = \sum_{m \in L_g} RSV_{mg}$$

によって算出し、

(E) 各リンク 1 に対する空き回線数  $IC_1$  を、

$$IC_1 = \sum_{g \in G_1} IC_g$$

によって算出し、

(F) リンク 1 に対する安全空き回線の数  $SIC_1$  が、

$$SIC_1 = IC_1 - RSV_1$$

に等しくなるよう算出する、

ステップを備えることを特徴とする請求項 23 記載の呼の経路指定方法。

26. さらに、前記仮想着信ノードのコンポーネントによる現在のリンク利用度及び現在の能力を考慮に入れて前記比率を自動的に更新し、その仮想着信ノードによって供される最終着信先に対して呼を完了する更新ステップを備えることを特徴とする請求項 21 記載の呼の経路指定方法。

27. 前記ネットワークはさらに、前記経路指定情報を更新するネットワークプ

ロセッサ手段（25A）を備え、このネットワークプロセッサ手段は、データ通信ネットワーク（24A）により前記交換機構成要素のすべてに接続されており、当該方法は定期的に、前記交換機構成要素の各々がネットワークプロセッサ手段に、この交換機構成要素に特有のネットワーク状態についての情報を通信し、こ

のネットワークプロセッサ手段から推奨通過ノードを含む代替経路指定情報を受信し、前記ネットワークプロセッサ手段は、すべての交換機構成要素によって通信された前記情報に基づいて代替経路指定情報を算出し、また、通過ノードを識別する情報を定期的に更新し、さらに、前記仮想着信ノードの各々のコンポーネントは、前記ネットワークプロセッサ手段に、その仮想着信ノードによって供される最終着信先に対して呼を完了する能力に関連した呼完了能力情報を通知し、このネットワークプロセッサ手段は、このような呼完了情報及び前記交換機構成要素より通知された前記ネットワーク状態をもとに、前記仮想着信ノードへのリンクの各回線グループに対する比率を算出し、また、前記リンクによって前記仮想着信ノードに接続された前記発信ノードにおいて、前記交換機構成要素へこれらの比率を供給することを特徴とする請求項26記載の呼の経路指定方法。

28. 前記ネットワークプロセッサ手段へ通信された前記呼完了能力情報は、コンポーネントと処理された呼の特性と、これらのコンポーネントで供される最終宛先との相違とは無関係に、前記ネットワークプロセッサ手段によって同様の形式で表現され、同様の方法で扱われることを特徴とする請求項27記載の呼の経路指定方法。

29. 前記ネットワークプロセッサが前記比率を決定することによって、前記リンクの回線グループの空き容量及び前記仮想着信ノードのコンポーネントの呼完了能力に従って、その仮想着信ノードへの前記リンクが有する複数の回線グループにトラヒックが分配されることを特徴とする請求項27記載の呼の経路指定方法。

30. 前記ネットワークプロセッサは、前記仮想着信ノードへの前記リンクの回線グループ各々に対して、その空き回線数に基づく第1の重み、及び前記動的な

仮想着信ノードのコンポーネントの完了能力に基づく第2の重みを算出し、これら第1及び第2の重みを結合し、結合された重みを比率に変換し、このような変換による前記比率を、以前使用された対応する比率と結合し、そして、このよ

うな結合で得られた前記比率を、前記発信ノードの1つにおいて前記交換機構成要素へ送信し、この交換機構成要素は、前記仮想着信ノードへの前記リンクが有する回線グループに呼を分配する際に、連続して使用できるよう、新規に算出された比率を用いてその格納手段を更新することを特徴とする請求項29記載の呼の経路指定方法。

31. 前記ネットワークプロセッサ手段は、

$CC_c$  をコンポーネント  $c$  が報告する完了能力、

$C_{1,g}$  を、その方向にリンク1内の回線グループ  $g$  が進む、動的な仮想着信ノードのコンポーネント、

$G_1$  をリンク1の回線グループの組、

$\#G_1$  をリンク1内の回線グループ数、

$I_{cg}$  を回線グループ  $g$  上の報告された空き回線数、

$\#L_g$  を、回線グループ  $g$  を含むリンク数、

$P'_{1,g}$  を、リンク1内の回線グループ  $g$  に対する先の比率、

$PWF$  を、比率の算出に使用される重み付け係数、

とした場合、

回線グループ  $g$  に対する第1の重み  $W1_g$  を、

$$W1_g = \frac{IC_g}{\#L_g}$$

で算出し、

リンク1の回線グループ  $g$  に対する第2の重み  $W2_{1,g}$  を、

$$W2_{1,g} = \begin{cases} CC_{C_{1,g}} \cdot \frac{W1_g}{\sum_{i | C_{1,i} = C_{1,g}} W1_i} & \text{if } \sum_{i | C_{1,i} = C_{1,g}} W1_i \neq 0 \\ CC_{C_{1,g}} \cdot \frac{1}{\#\{i | C_{1,i} = C_{1,g}\}} & \text{otherwise} \end{cases}$$

で算出し、

リンク 1 の回線グループ  $g$  に対する結合された重み  $W_{1,g}$  を、

$$W_{1,g} = \sqrt{W1_g \cdot W2_{1,g}}$$

で算出し、

リンク 1 の回線グループ  $g$  に対する比率  $WP_{1,g}$  を、

$$WP_{1,g} = \begin{cases} \frac{W_{1,g}}{\sum_{i \in G_1} W_{1,i}} & \text{if } \sum_{i \in G_1} W_{1,i} \neq 0 \\ \frac{1}{\#G_1} & \text{otherwise} \end{cases} \quad \text{and:}$$

で算出し、

今現在の比率と先の比率を結合する式、

$$P_{1,g} = WP_{1,g} \cdot PWF + P'_{1,g} \cdot (1 - PWF)$$

によって、リンク 1 の回線グループ  $g$  に対する結合比率  $P_{1,g}$  を算出する、ことを特徴とする請求項 30 記載の呼の経路指定方法。

32. 前記交換機構成要素の 1 つは、前記仮想着信ノードへの呼に対する呼完了率情報を発生し、それに従って、その比率を更新することを特徴とする請求項 26 記載の呼の経路指定方法。

33. 前記交換機構成要素は、前記仮想着信ノードへのリンクを使用して呼の経路指定を試みる際、回線グループのオーバフローと、ネットワークで修復可能な要素に属する理由付き解放信号メッセージとを監視することによって、前記呼完了情報を発生することを特徴とする請求項 32 記載の呼の経路指定方法。

34. 前記交換機構成要素の 1 つは、前記仮想着信ノードへのリンクに対して、変数、

$N$  : リンク内の回線グループ数 (2 以上) 、

$LASTCG$  : オーバフローあるいは理由付き解放メッセージを有していた最後の回線グループのリンク中のインデックス (1 から  $N$ ) 、

$LASTOVF$  : 回線グループ  $LASTCG$  に対するオーバフロー及び/また

は連続する理由付き解放メッセージの数（1以上）、

CGCTR：その比率を更新した最後の回線グループのリンク中のインデックス（1からN）、

を保持し、また、

前記仮想着信ノードへのリンク内の回線グループCGを使用して呼の経路指定を試みた結果、オーバフロー、あるいは所定の理由の組の1つを指定する理由付き解放メッセージとなった場合、交換機構成要素は、そのリンクに対する比率を

1. 回線グループCGのインデックスがLASTCGであれば、LASTOVFに1を足す。そうでなければ、LASTCGを回線グループCGのインデックスに設定し、LASTOVを1に設定する。

2. 更新がオーバフローによるものである場合、

(a) MAXDECをLASTOVF%の最小値、及び回線グループCGの現在の比率に設定する。

そうでない場合（更新は、理由付き解放メッセージによる）は、

(b) MAXDECを、N倍したLASTOVF%の最小値、及び回線グループCGの現在の比率に設定する。

3. 回線グループCGの現在の比率からMAXDECを引く。

4. (a) CGCTRに1を足す、すなわち、 $CGCTR > N$ であれば、CGCTRを1に設定し、

(b)  $CGCTR = LASTCG$ であれば、ステップ4の(a)へ戻り、

(c) インデックスCGCTRを有する回線グループの現在の比率に1%を付加するステップ、

をMAXDEC回、繰り返す、

ことで変更することを特徴とする請求項33記載の呼の経路指定方法。

**【発明の詳細な説明】****発明の名称**

仮想着信ノードを使用して動的に制御される経路指定

**発明の属する技術分野**

本発明は通信ネットワーク、特に動的に制御される呼の経路指定を使用する電話網に関するものである。

**従来の技術**

長年にわたり北米の多くの電話会社で、固定ハイアラキー経路指定 (FHR) が標準的な呼の経路指定方法として利用されてきた。FHRを利用したネットワークにおいて呼は、連続したノード間の回線グループ (トランクグループ) を使った、接続経路についての所定シーケンスからなる経路に沿って、発呼側ネットワークノードから宛先側ネットワークノードへ送られる。発呼側ノードにおいて、呼は最初にダイレクト回線グループに送られ、すべてのダイレクト回路が使用中であれば、通過ノードを介した経路指定がなされる。この代替経路も使用中であると判明したならば、ネットワークは、最上位のダイレクト経路 (most-direct route) から最下位のダイレクト経路 (least-direct route) へ、所定の固定的なシーケンスによって経路選択を続行する。最終的に接続経路が1つも見つからない場合には、ネットワークはその呼を阻止する。この代替経路のための所定シーケンスは、ネットワーク装置内にプログラムされており、いかなる変更も人間の介入を必要とするという意味において「固定」されている。

北米においてFHRが最も普及した経路指定方法として存続している一方において、新しいサービスや規制緩和といったものの開発により、電話サービスの供給者は、より柔軟性のある代替サービスを探し求めることになる。その結果、最近では、動的なトラフィック管理を採用したネットワーク、特に、いわゆる動的制御による経路指定 (DCR) ネットワークが導入された。それは、高度の有用性、リアルタイムなデータ処理能力、そして、ネットワークプロセッサ (NP) と呼

ばれるコンピュータの「知能」を備えた最新の蓄積プログラム制御交換機を使用



して、リアルタイムに近い形でネットワークを監視し、経路指定のパターンを定期的に変更するネットワークである。FHR及びDCRネットワークについての一般的な議論は、ハフ・キャメロン(Hugh Cameron)とサージ・ハーツビス(Serge Hurtubise)による「動的に制御される経路指定」と題する論文(Telesis 第1巻、1986年、ベルノーザン研究所発行)に掲載されている。動的に制御された経路指定についての初期のものは、1981年8月に特許された米国特許第4,284,852号に開示されている。

DCRは、ネットワークに多大な便宜をもたらす。DCRは、交換装置に過大なトラフィックが到達しないようにすることによって、交換装置を効率化できるようにし、また、交換機能の輻輳の拡大を抑えており、設備に輻輳が発生したときには、呼ごとのリンク数を減らすことで回線グループの効率を維持したり、利用可能な空き設備を全面的に使用している。DCRについての特筆すべき利点は、DCRシステムの有する交換機の故障に対処する能力である。DCRネットワークプロセッサは、隣接交換機に対して経路指定の命令をダウンロードでき、これにより、隣接交換機は、停止した交換機周辺の通過トラフィックを運ぶため、利用可能なリンクを使用できる。DCRのこれらの機能により、ネットワークを経由して何ら問題なく経路指定される呼の割合が大幅に改善する。そうであっても、電話サービスの供給者間の競争が激しくなったことにより、これらの供給者が、コストの軽減及びネットワークで扱われるトラフィックの完了率の向上のため、ネットワーク装置の効率的な使用方法を模索しなければならないことになる。

改善の余地があるものの1つに、DCRネットワーク外の最終宛先、可能ならばもう1つのネットワーク内の最終宛先を求めて、呼がDCRネットワークを出る方法を管理するときの手順がある。公知のDCRネットワークは、独特の出ゲートウェイ(Unique Exit Gateway)として知られるFHRから受け継いだ手順を使用している。多数の異なる宛先があり、それらの内のほとんどがDCRネットワーク外にあるから、各々の最終的な宛先は、DCRネットワーク内の中間着信ノードに関連する。そこで、DCRネットワーク内の、特定の最終宛先行きの呼は、上記の関連する中間着信ノードへ経路指定される。この中間着信ノードが

らは、可能ならばDCRネットワーク以外のネットワークを使用して、呼が最終宛先に経路指定される。中間着信ノードが輻輳あるいは故障の影響を受けた場合、その中間着信ノードに関連するすべての呼が、その影響を受けることになる。そのネットワークが、他のネットワークの要素に対して、最終宛先に呼を経路指定させるよう再構築できたとしても、現在の経路指定案では、その要素を代替可能な出ポイントとして効率的に使用できない。このことは、装置の故障の際、DCRネットワークで達成できる存続性が損なわれることになる。

#### 発明の概要

本発明の態様の1つは、通信ネットワークにおいて、  
複数のネットワークノードとリンクであって、

前記ネットワークノードは発信ノードと着信ノードで構成され、該発信ノードの各々は、該ネットワーク内で呼の経路指定を行うことができる交換機構成要素からなり、前記着信ノードは、このような呼に対する宛先としての役割をし、前記ネットワークノードのいくつかは通過ノードで、各通過ノードは着信及び発信ノードであり、各リンクは、発信ノードと着信ノードを直接、相互接続するとともに、1以上の回線グループからなり、前記交換機構成要素の各々は、経路指定情報を格納するための格納手段を有し、この経路指定情報は、

- (i) 着信ノードの一覧
  - (ii) そのようなリンクが存在する場合、各着信ノードに関連した対応リンク
  - (iii) 各リンクに対して、前記交換機構成要素から出る1以上の回線グループの対応グループ
  - (iv) 各着信ノードに関連した、0以上の通過ノードのリスト、
- からなり、

各交換機構成要素は、呼のアドレスデータを読み替えて、その呼の着信ノードを決定する手段を備え、

(i) 着信ノードへのリンクが存在する場合、その呼を、そのリンク内の回線グループを介して着信ノードへ経路指定するようにし、

(ii) 着信ノードへのリンクが利用できない場合には、通過ノードを選択するた

めにその経路指定情報をアクセスし、その通過ノードへのリンク内にある回線グループを介して、その呼の経路指定をする手段を備え、

前記交換機構成要素の1つが前記発信ノードに位置しながら、少なくとも1つの前記交換機構成要素についての前記着信ノードの一覧が仮想着信ノードを備え、この仮想着信ノードは、各々が明確に区別できる物理的なネットワーク要素である、2以上のグループのコンポーネントを表わし、また、各コンポーネントに関連する1以上の別個の回線グループが存在し、そして、前記発信ノードの1つから前記仮想着信ノードへのリンクは、この発信ノードの1つにおける交換機構成要素から前記仮想着信ノードの2以上のコンポーネントへの回線グループの組であることを特徴とする。

このネットワークはさらに、データ通信システムを介して前記交換機構成要素と通信を行うネットワークプロセッサ手段を備え、このようなネットワークプロセッサ手段は、交換機構成要素によって通信された情報をもとに代替経路指定情報を算出し、定期的に、通過ノードを識別するこの情報を更新する。

このネットワークプロセッサ手段は、前記データ通信システムによってすべての前記交換機構成要素に接続された共通のネットワークプロセッサを備える。前記交換機構成要素の各々は、定期的に、このような共通のネットワークプロセッサ手段に対して、その交換機構成要素に特有のネットワーク状態についての情報を通信し、ネットワークプロセッサ手段から、推奨された通過ノードを含む代替経路指定の情報を受信する。このネットワークプロセッサ手段は、すべての交換機構成要素によって通信された前記情報に基づいて、各交換機構成要素に対する代替経路指定情報を算出し、交換機構成要素によってネットワークプロセッサに通信された情報をもとに、推奨する通過ノードの更新を行う。

好適には、推奨する代替経路を算出する際には、ネットワークプロセッサは、複数の回線グループからなるリンクを含む、各リンクの完全な利用可能性を考慮に入れる。

その代わりに、ネットワークプロセッサ手段は、交換機構成要素の各々が、少

なくとも1つのネットワークプロセッサに接続されるような、複数のネットワークプロセッサで構成されるようにしてもよい。

リンクは必ずしも単一の回線グループを表さない。前記発信ノードの1つから仮想着信ノードへのリンクが複数の回線グループを備える場合、この発信ノードの1つにおける交換機構成要素の格納手段は、これらの回線グループに対する比率を含み、このリンクを介して仮想着信ノードへの呼の経路指定を試みる際には、交換機構成要素は、複数の回線グループから、重み付けされたランダム選択を行う。このような選択で使用する重み付けは、特定の比率に基づくものである。

これらの比率は固定であり、例えば、オフラインで算出され、人間のオペレータで制御されて上記格納手段に格納される。

比率が自動的に更新される一実施の形態では、仮想着信ノードの1以上のコンポーネントが、中央プロセッサ、便宜的にはネットワークプロセッサに対して、その仮想着信ノードのコンポーネントの能力に関連する情報を通信し、仮想着信ノードによって提供される最終着信先への呼を完了させる。中央プロセッサはこの情報、及び他の情報、例えば、すべてのネットワーク内の空き回線グループ数を使用して比率を算出し、新規に算出された比率を、適切な交換機構成要素に供給する。後者では、呼の次の経路指定に対して、すなわち次の更新まで、新規に受信した比率を使用する。

仮想着信ノードの各コンポーネントは、それ自身ノードとして動作する。この場合、個々のノード及び仮想着信ノードのコンポーネントの両方を表わす交換機構成要素は、前記中央プロセッサとの通信の際、個々のノードの代わりにステータス情報、また、仮想着信ノードの代わりにそれとは異なる情報を通信する。

これに代わって、比率が自動的に更新される実施の形態では、上記の発信ノードの1つにおける交換機構成要素が、仮想着信ノードへの呼に対する完了率、特にDCRネットワークによる直接的あるいは間接的な制御を理由とする呼の完了損、及びDCRによって修復可能な呼を監視する手段と、これらに基づいてこの比率を更新する手段とを有する。

このようにして、交換機構成要素がオーバフローとなる呼と、既存の信号メッ

セージ（標準的なCCS7メッセージ）を監視し、このデータそのものを処理する。この目的のため、交換機で監視される信号メッセージは、便宜的には、いわゆる理由付き解放（RWC）メッセージであり、このようなメッセージは、呼を完了できないときはいつでも送信される。

本発明の他の態様によれば、通信ネットワークでの呼の経路指定方法において

複数のネットワークノードとリンクであって、

前記ネットワークノードは発信ノードと着信ノードで構成され、前記発信ノードの各々は、前記ネットワーク内で呼の経路指定を行うことができる交換機構成要素からなり、前記着信ノードは、このような呼に対する宛先としての役割をし、前記ネットワークノードのいくつかは通過ノードで、各通過ノードは着信及び発信ノードであり、各リンクは、発信ノードと着信ノードを直接、相互接続するとともに、1以上の回線グループからなり、前記交換機構成要素の各々は、経路指定情報を格納するための格納手段を有し、この経路指定情報は、

(i) 着信ノードの一覧

(ii) そのようなリンクが存在する場合、各着信ノードに関連した対応リンク

(iii) 各リンクに対して、前記交換機構成要素から出る1以上の回線グループの対応グループ

(iv) 各着信ノードに関連した、0以上の通過ノードのリスト、  
からなり、

各交換機構成要素は、呼のアドレスデータを読み替えて、その呼の着信ノードを決定する手段を備え、

当前記方法は、発信ノードでの各交換機構成要素において、

(i) 着信ノードへのリンクが存在する場合、その呼を、そのリンク内の回線グループを介して着信ノードへ経路指定するようにし、

(ii) 着信ノードへのリンクが利用できない場合には、通過ノードを選択するためにその経路指定情報をアクセスし、その通過ノードへのリンク内にある回線グループを介して、その呼の経路指定をする  
ステップを備え、

前記交換機構成要素の1つが前記発信ノードに位置しながら、1つの前記交換機構成要素についての前記着信ノードの一覧に仮想着信ノードを含めるステップと、この仮想着信ノードは、各々が明確に区別できる物理的なネットワーク要素である、2以上のグループのコンポーネントを表わしており、また、各コンポーネントに関連する1以上の別個の回線グループが存在し、前記発信ノードの1つから前記仮想着信ノードへのリンクを介して、この仮想着信ノードに呼の経路指定を行う場合、前記発信ノードの1つにおける前記交換機構成要素から前記仮想着信ノードの2以上のコンポーネントへの回線グループの組の1つを介して、この呼の経路指定を試みるステップとを備える。

#### 図面の簡単な説明

本発明に係る、以下の好適な実施の形態の説明により、添付の図面を参照することによって、本発明の種々の目的、特徴、態様、そして、効果が明瞭になる。

図1は、従来技術に係る、動的に制御された経路指定(DCR)ネットワーク及び第2の(終端)ネットワークを示す簡略化された回路図である。

図2は、本発明の一実施の形態に係る仮想着信ノードを使用したDCRネットワークの交換機及び回線グループを示す。

図3は、図2に示すDCRネットワークのノード及びリンクを示す図である。

図4は、仮想着信ノードへのリンク内において呼の分配を実行するアルゴリズムについての簡略化したフローチャートである。

図5は、ネットワークプロセッサが仮想着信ノードのコンポーネント間においてトラヒックの割当てを制御する、本発明の第2の実施の形態を示す。

図6は、仮想着信ノードのコンポーネント間におけるトラヒックの割当て制御を交換機構成要素で行う、本発明に係る第3の実施の形態を示す。

#### 発明の詳細な説明

##### 1. DCRネットワーク(仮想着信ノードがない場合)

本発明に係る好適な実施の形態を説明する前に、本発明の仮想着信ノードがどのようにして、またどこで実施、提供されるのかについての理解を容易にするた

め、図1を参照して、単純化したDCRネットワーク及びその動作を簡単に説明する。図1に示したDCRネットワーク31は、単に図の都合上、回線グループの組で相互に接続された5つの回線交換機で構成されるよう図示されている。小文字o, t, a, b, cは、交換機を示すために使用されており、回線グループは、文字の対o-t, o-a, o-b, o-c, t-a, t-b, t-c, a-bで識別され、それら2つの交換機が接続されていることを示している。

なお、回線グループは双方向性である。DCRネットワーク31において、すべての回線グループが双方向性であり、例えば、回線グループo-tは、oからt、及びtからoに使用される。

データ通信ネットワーク24は、データライン26, 27, 28, 29, 30それぞれを介して、ネットワークプロセッサ25を交換機o, t, c, a, bに接続している。このデータ通信ネットワークは、ここでは詳述しないが、パケット交換ネットワークあるいは公知の専用線で構成される。

各DCR交換機o, t, a, b, cは、テーブル形式で情報を格納するためのメモリを有している。このテーブルには、後述するように、交換機が呼の経路指定の際に使用する翻訳及び経路指定テーブルが含まれる。経路指定情報は、各交換機のユーザインタフェースを介して、あるいはセンタの位置において手動で更新できる。また、後述するように、自動的に更新することも可能である。

DCRの代替経路選択のプロセスが集中化されていても、経路指定は、依然として交換機でローカルに行われる。従って、交換機でローカルに、また、NP25で全域的に使用できるネットワークを表わす手段を定義する必要がある。このためDCRシステムは、ネットワークを1組のノード、リンク、発信元・着信先(O-D)の組として表現するネットワークモデルを使用する。

ノードは、DCRネットワークの構成要素とNP25とに通知された発信元及び着信先を表す。経路指定は、常に発信ノードから着信ノードへ行われ、一般的には、すべての着信ノードがすべての発信ノードに知らされている。これは、DCRがネットワークを全域的に見ることができるからである。

リンクとは、あるノードから他のノードへのDCR回線グループの組である。

リンクには方向性があり、リンク A-B (ノード A からノード B へ)、リンク B-A (ノード B からノード A へ) は、これらが物理的に同一の回線グループを使用している、互いに異なるリンクである。図 1 に示す DCR ネットワーク 31 において、各交換機 o, t, a, b, c はネットワークノードとして動作し、2 方向の回線グループ o-t, o-a, o-b, o-c, t-a, t-b, t-c, a-b の各々は、2 つのリンクの一部 (各方向に対して 1 つ) となっている。なお、このような対応は、必ずしも本発明のすべての実施の形態において言えることではない。

DCR ネットワーク 31 内の加入交換機 o, t, a, b, c は、ネットワークプロセッサ 25 に対して定期的 (例えば、10 秒ごと) に、関連する回線グループのステータスやトラフィック量についての情報を報告する。代表的な例として各交換機は、その出回線グループの占有状態、及び、前の 10 秒間に処理された呼の詳細 (例えば、いくつの呼がダイレクトリンクに対してオーバーフローとなったか) を監視し、報告する。

ネットワークプロセッサ 25 は、すべての通信交換機 o, t, a, b, c からの情報を処理し、追加される呼に対してサポート可能な容量を明らかにし、また、各ノード対について、ダイレクト経路を介した経路指定ができない呼に対する最良の代替経路を決定する。これらの代替経路は、個々の交換機に推奨経路として通知される。交換機 o, t, a, b, c は、それに応じて経路テーブルを更新する。この更新は、10 秒ごとに繰り返される。

これらの動的な代替経路は、一般的には、1 つの通過ノードが介在する、単に 2 リンク長の長さを有する経路である。NP 25 による推奨は、実際には、その交換機に表記載された各着信ノードに対する通過ノードを識別するものである。通過ノードは、結果として得られた経路の 2 つのリンクの空き状態に基づいて選択される。NP 25 は、可能性のあるすべての経路の空き容量を評価し、最大の空き容量を有する経路を推奨経路として選択する。代替経路の空き容量は、その 2 つのリンク容量の最小値と考えられ、この評価はまた、そのダイレクトトラフィックによる各リンクの使用を考慮に入れている。この空き容量の評価では、ダイレクトトラフィックに対する保護許容誤差も考慮されている。これにより、



代替経路を指定された呼は、ダイレクトに経路指定された呼をサポートするようになっている経路からは、はずれるようになる。従ってリンクに、利用できる空き回線がわずかしかない場合には、その回線は、他のノードからのあふれ呼を運ぶためには使用されない。これは、あふれ呼がネットワークを介して押し寄せたり、次々とリンクでダイレクトトラフィックが阻止されるのを防止するためである。

ネットワークプロセッサ25への計測結果の通知から推奨内容の実行に至るまでの全プロセスが、上記の更新サイクル内に発生し、それが更新サイクルごとに繰り返されることによって、現在のネットワーク状態に適合した代替経路が維持される。

DCRネットワークにおいて、経路指定は、交換機及び回線グループに依存するというよりも、ノード・リンクに基づくものである。交換機における経路指定の決定は、発信ノードと着信ノードに基づいて行われる。呼の経路指定を行う場合には、各交換機o, t, a, b, cは、翻訳及び経路指定テーブルを含む様々なテーブルを使用して、その呼の処理のため、その呼から対応する着信ノード及び出回線グループを決定する。このようにして交換機が呼を受信した場合、最初に、ダイレクト経路があれば、それによって呼を着信ノードへ送信しようと試みる。しかし、その呼に対してダイレクト経路をとることができなければ、交換機は、最新の更新による通過ノードと2つのリンクを使用した最良の代替経路をとるために、経路指定テーブルを参照する。一般的に代替経路は、単に2つのリンクで構成され、3つのリンクからなる代替経路は、通常、認められない。しかし、その呼を扱うノードと着信ノードとの間にダイレクト経路も2リンク経路もない場合には、その呼は、リンクを介して着信ノードに近い通過ノードに送られる。

例えば、DCRネットワーク31内で交換機oで呼が生起し、それが交換機bに送られる場合、交換機oは、その翻訳及び経路指定テーブルを使用して、回線グループo-bを経由する経路がダイレクト経路であることを決定し、この決定した回線グループにその呼の経路指定をしようと試みる。この試みが失敗した場合、交換機oは、その経路指定テーブルより推奨代替経路を選択し、その経路指定を試みる。(ダイレクトリンクが存在しなかった場合にも、この代替経路が選

扱われる)。DCRネットワーク31が交換機oと交換機bとの間に、このような代替経路を2つ有していても、ネットワークプロセッサ25で推奨された経路のみ、例えば、回線グループo-t、交換機t、回線グループt-aを介した経路に対してその試みがなされる。

実際は、最終的な着信先がDCRネットワーク31外にあり、図1において、DCRネットワーク31の境界は楕円31'で示されている。分離したネットワーク32の境界は、鎖状リンクの楕円32'で表されている。この分離したネットワークはDCRネットワークである必要はないが、例えば、FHRネットワークになりうる。交換機a, b, cは、それぞれ線34, 35, 36によって、514の番号計画領域内の最終着信先と関連させて示されている。同様に、819の番号計画領域内の最終着信先は、交換機tと関連させて示してある。これらの最終着信先は、DCRネットワーク31外にある。このような最終着信先は、各々がDCRネットワーク31内の仲介着信ノードに関連している。そして、呼は、その仲介着信ノードではないノードを介してDCRネットワークから出ることは許されない。ネットワークで扱われる他のすべての着信先もまた、ある特定の着信ノードに割り当てられなければならない。

このように図1では、最終着信先として514 254 1111を有し、交換機oでDCRネットワークで生起された呼は、このDCRネットワークで交換機aに経路指定される。そこからは、現在の着信ネットワークであるネットワーク32が、その呼に対して、その最終宛先に経路指定を試みる。仮に再構築がなされて、ネットワーク32が呼を交換機bから最終宛先まで経路指定できるとしても、最終着信先が514 254 1111への呼は、交換機bを介してDCRネットワーク外へ出ることは許されないで、このような経路指定はできない。DCRネットワーク31は、交換機bを通過用（例えば、o→b→a）の交換機として使用できるが、呼は、その指定された仲介着信ノード（ここでは、交換機a）を介してネットワークを出ることができるだけである。

仲介着信ノードはクリティカルであり、その交換機での輻輳あるいは故障は、結果として呼の完了の失敗となる。このことは明らかに、DCRネットワーク31で達成できる呼の完了率及び存続性の向上を損なわせることになる。本発明で

は、仮想着信ノードという手段でこの問題を解決する。

## 2. 仮想着信ノードを有するDCRネットワーク

本発明に特有の実施の形態について、図2、図3、及び図4のフローチャートを参照して説明する。DCRネットワークは、交換機や相互に接続された回線グループ、ノードの論理ネットワーク及び相互に接続されたネットワークリンクで構成され、物理的な交換機とネットワークノード間、あるいは回線グループとネットワークリンク間には、必ずしも1対1の対応があるわけではない。このことが分かれば、本発明の理解は容易になる。本発明に係る仮想着信ノードVを使用するDCRネットワーク31Aを模式的に示す図2及び図3により、その違いが分かる。すなわち、図2は、交換機及び相互に接続された回線グループの物理的なネットワークを示しており、図3は、ネットワークノードとリンクを示している。添字Aを使用することによって、DCRネットワーク31Aは、同一ではないが、図1のDCRネットワーク31に対応することを示している。他方、図2及び図3のDCRネットワークは、図1に示すものと物理的には似ているが、情報交換機の構成要素とNPに格納され、また、それらの間において伝送されるので、その動作は異なる。

### 2. 1 仮想着信ノード

本発明を具体化するDCRネットワークにおいてノードは、DCRネットワークの構成要素とNP25Aに通知された発信元及び着信先である。ネットワークにおいてノードは、2つの異なる役割を果たす。

発信ノード：ネットワーク内で呼に経路指定できる交換機を示す物理的な構成要素である。各発信ノードは異なる交換機を示すものでなければならない。

着信ノード：着信先あるいはDCR通信を示す論理的な構成要素である。ほとんどの場合、着信ノードは単一の交換機を示すが、2つあるいはそれ以上の交換機をも示す。

いくつかのノードは、発信ノードでもあり着信ノードでもある通過ノードであるが、仮想着信ノードは、着信ノードにのみなれる。仮想着信ノードは、1つあ

るいはそれ以上の物理的なネットワーク構成要素のどのグループをも表しており

、グループの構成要素は「コンポーネント」と呼ばれている。仮想着信ノードへの経路指定は、単一のコンポーネントよりも、コンポーネントのグループ全体に基づくものである。

発信ノードXから着信ノードYへのリンクは、XからYへの回線グループで構成される。従って、仮にYが仮想着信ノードであれば、DCRリンクX-Yは、Xから仮想着信ノードYの各コンポーネントへの回線グループで構成されることになる。しかし、例外が1つある。すなわち、どの回線グループをも使用せずXからYへ呼び出しができるならば、換言すれば、XとYが、少なくとも1つの共通の物理的な構成要素で扱われるならば、XからYへはリンクがない。

また、仮想着信ノードは発信ノードではなく、出リンクを有しない。仮想着信ノードはNP 25 Aと通信を行う必要がなく、着信ノードとしてのみ使用される。

図2において仮想着信ノードVは、交換機a, b, c周囲の楕円Vで示され、これらの交換機が仮想着信ノードのコンポーネントである。交換機a, b, c各々は、それ自身の能力においてノードであり続け、ノード及びリンクとして表されたDCRネットワーク31Aは、図3に示すようになっている。そこでは、ノードは大文字で示され、リンクは、大文字の組で表されている。仮想着信ノードは、仮想着信ノードに対応するコンポーネント、及び、それにリンクを張る回線グループの各組に関する情報でネットワークプロセッサ25Aをプログラムすることによって生成される。さらに、DCRネットワーク内の他の交換機、すなわち、仮想着信ノードのコンポーネントと関連のない発信ノード交換機には、仮想着信ノードの存在とその定義、つまり、交換機の経路指定テーブルには、他ノードのもの他に仮想着信ノードの詳細が含まれる、ということが通知される。これらは、その呼が仮想着信ノード向けの呼であれば、グループ内のどのコンポーネントに対しても、その呼の経路指定を行うようにプログラムされている。

図2, 図3において、DCRネットワーク31Aは、6つのノードA, B, C, O, T, Vで構成され、ノードA, B, C, O, Tは、各々が1つの交換機（それぞれa, b 簿痺, o, t）を示している。ノードVは仮想着信ノードであり、3つのコンポーネント（交換機a, b, c）で構成される。これらの交換機は、市外局番5

14内の加入者に対して呼処理を行う。交換機a, b, cは、他の機能に使用されるようにしてもよい。

同一の物理的要素が1つ以上のノードに属することが可能である。従って、仮想着信ノードの生成が、他のノードを排除し、変更し、あるいはそれが生成されるように働くわけではない。従って、交換機aは、ノードA及びノードVの両方に属し、交換機bはノードB及びノードVに、また、交換機cは、ノードC及びノードVに属する。逆に交換機は、仮想着信ノードに含まれるようなノードとして動作する必要はない。

DCRネットワーク31Aには、図3に示すように18個のリンクがある。それらの内、16個のリンクは、1つの回線グループのみから構成されている。リンクO-Vは、3つの回線グループo-a, o-b, o-cで構成され、リンクT-Vは、3つの回線グループt-a, t-b, t-cで構成されている。交換機a, b, cがノードVのコンポーネントに関係しているので、A-V, B-VあるいはC-Vのリンクはない。また、Vからのリンクもない。これは、ノードVが仮想着信ノードだからである。

同一の回線グループは、1つ以上のリンクに属することができる。例えば、回線グループo-aは、3つのリンクA-O, O-A, O-Vに属する。

各呼には、通常のDCRアルゴリズムによって論理的に経路指定が行われる。すなわち、ダイレクトリンクがあれば、最初にそのリンクが張られ、また、必要かつ可能であれば、1つの、2リンク構成の代替経路が張られる。

例えば、OからVへの呼がリンクO-Vを試みると、2リンク構成の代替経路O-T-Vが張られる。BからTへの呼がリンクB-Tを試みると、B-A-TあるいはB-O-Tの2リンク構成の代替経路が張られる。

上述のように、図1のDCRネットワーク31では、市外局番514内での呼の最終的な着信先は、その仲介着信ノードとしての交換機a, b, cにそれぞれ関連する3つのグループ内にあったのに対して、図2, 図3のネットワーク31Aは、仮想着信ノードVに関連する市外局番514へのすべての呼を有する。従って、仮想着信ノードVは、単一の交換機よりも、交換機a, b, cのグループを仲介着信ノードとして使用できるようにする。そこで、そのグループ内の交換機は

最終的な着信先の出口点として交互に使用できる。

## 2. 2 「固定」比率を使用した、内部リンクトラフィック分配アルゴリズム

DCRネットワークでは、すでに述べたように経路指定は、交換機や回線グループに基礎を置くというよりも、ノード及びリンクに基づく。仮想着信ノードVへのリンクO-V及びT-Vは、各々が1つ以上の回線グループで構成されているので、場合によって交換機oあるいはtが、対応するリンクが張られるときに、これらの回線グループがリンクを張る順序を決定しなければならない。

この内部リンクトラフィック分配アルゴリズムは交換機のプロセッサで使用され、このアルゴリズムによって、仮想着信ノードのリンク内の回線グループに対する個々の最新の比率をパラメータとして取り出し、指定された比率に従って、これらの回線グループに呼をランダムに分配する。このアルゴリズムは、図4に示すフローチャートに示されている。簡単に説明すると、ステップ41及び判断ステップ42において交換機は、ゼロ(0)ではない比率を有するリンク内の全回線グループの組であるSが空であるか否かを判定する。(例えば、一時的なネットワーク管理制御により、回線グループの最新比率がゼロであれば、考慮に入れない)。また、ゼロ(0)ではない比率を有する回線グループにおいて回線が1つも使用できないために、組Sが空であれば、その呼は、あふれ呼(オーバーフロー)として扱われる。組が空でなければ、交換機は、テーブルに配列された比率に従ってランダムに回線グループを選択し(ステップ43)、その回線グループを介して、その呼に対して経路指定を試みる(ステップ44)。そこで、空き回線が見つければ(判断ステップ45)、呼の伝送が行われる。空き回線が見つからなければ、交換機は、組Sから選択された回線グループを除去し、ループ47を介して、判断ステップ42に戻る。これは、呼が伝送されるまで、あるいは、組S内のすべての回線グループが使い果たされ、呼がオーバーフローとなるまで繰り返される。

ランダムに回線グループを選択する場合には、与えられた回線グループが選択される確率は、常にその特定の比率に比例する。例えば、3つの異なる回線グル

ープ  $o-a$ ,  $o-b$ ,  $o-c$  からなるリンクを考え、これら  $o-a$ ,  $o-b$ ,  $o-c$  各々

に 50%, 30%, 20% の比率を指定したとする。そこで、リンクを張る試みがなされると、その最初の回線グループは、その各々が確率  $1/2$ ,  $3/10$ ,  $1/5$  を有する  $o-a$ ,  $o-b$ 、あるいは  $o-c$  となる（（この場合は等しいが）50%, 30%, 20% に比例する）。最初に  $o-a$  が選択され、さらにもう1つの回線グループが要求された場合、次に選択される回線グループは、それぞれ確率  $3/5$ ,  $2/5$  を有する  $o-b$  あるいは  $o-c$  となる。そこで  $o-b$  が選択され、さらにもう1つの回線グループが要求された場合には、選択される回線グループは、確率1を有する  $o-c$  となる。そして、さらにもう1つの回線グループが必要であれば、それ以上の選択ができないので、呼はリンクをオーバーフローさせる。

以下の表1は、上記の例において呼がどのように分配されるかの概要を示すものである。

回線グループの使用順序	呼の比率
$o - a, o - b, o - c$	$50\% \cdot \frac{30\%}{30\%+20\%} = \frac{3}{10}$
$o - b, o - a, o - c$	$30\% \cdot \frac{50\%}{50\%+20\%} = \frac{3}{14}$
$o - a, o - c, o - b$	$50\% \cdot \frac{20\%}{30\%+20\%} = \frac{1}{5}$
$o - c, o - a, o - b$	$20\% \cdot \frac{50\%}{50\%+30\%} = \frac{1}{8}$
$o - b, o - c, o - a$	$30\% \cdot \frac{20\%}{50\%+20\%} = \frac{3}{35}$
$o - c, o - b, o - a$	$20\% \cdot \frac{30\%}{50\%+30\%} = \frac{3}{40}$

表 1

(所望の比率が、50%-30%-20%のとき)

この内部リンクトラフィック分配アルゴリズムには、メモリが不要である。リンクを張る試みが行われる度に、すべての回線グループ（ゼロ（0）ではない比率を有する）についてその試みが可能であり、このアルゴリズムは、その前に行われたリンクを張る試みにおいて選択された回線グループを考慮に入れない。この比率に従って、この呼を分配するための他のトラフィック分配アルゴリズムも、考え出すことができる。例えば、「ラウンドロビン(round robin)」技術を用いることが可能である。

### 2. 3 呼の経路指定

どのようにして呼の経路指定を行うかの具体例について、図2、図3、及び以下の表2を参照して説明する。上述のように、発信ノードとして機能する各交換機は、DCRを実行するのに必要な特別なテーブルに、DCRネットワーク31



Aのノード及びリンクについての情報を保持している。仮想着信ノードVの生成には、着信ノードVの識別のため、交換機にその呼のアドレスデータを正しく読み替えさせるための翻訳及び経路指定テーブルの変更、及び、対応する出リンクを有するすべてのノードとあふれ呼のための、最新の推奨代替経路、特に通過ノードとして使用される直結ノードの識別が記載された主DCRテーブルの変更が必要である。表2は、このようなテーブルであり、ノードOにおける交換機用のテーブルである。

着 信 ノード名	現在の 推 奨	リンクの定義		
		回線グループ のインデックス	回 線 グループ名	関連する 比 率
A	B	1	o - a	1 0 0 %
B	A	1	o - b	1 0 0 %
C	T	1	o - c	1 0 0 %
T	C	1	o - t	1 0 0 %
V	T	1	o - a	5 0 %
		2	o - b	3 0 %
		3	o - c	2 0 %

表 2

(交換機oでの経路指定テーブル)

ノードOで生起し、最終着信先が514-555-5490である呼について考える。交換機oは、この番号に関連する仲介着信ノード（仮想着信ノードV）に変換し、DCRを使用して、その呼を仮想着信ノードVへ経路指定する。最初のステップでは、Vへダイレクトリンクを張ろうとする。このために交換機oは、経路指定テーブル（表2）をアクセスして、ノードVを検索し、上述の内部リンクトラフィック分配アルゴリズムを実行することによって、関連するリンクO-Vに呼を送信する試みを行う。このリンクO-Vは、回線グループo-a, o-b, o-cを含んでいる。この呼がダイレクトリンクO-Vをオーバーフローさせた（す

なわち、その回線グループのいずれも使用できない) 場合、交換機は、ノードV用の最新推奨NP (この例では、ノードT) のために経路指定テーブルを参照し、推奨通過ノードTにリンクを張る試みをする。このため交換機oは、再度、経路指定テーブル (表2) をアクセスし、ノードTを検索してから、前記の内部リンク分配アルゴリズムを実行することによって、回線グループo-tを使用して、それに関連するリンクO-Tに呼を送信する試みを行う。呼がこのリンクをオーバーフローさせた場合、これによりDCRネットワーク31Aがオーバーフローし、しかるべき処理がなされる。

呼が通過交換機tに到達した場合、着信先に関連する番号は、再び通過交換機tで同一の仲介着信ノード、すなわちノードVに読み替えられる。その呼がDCR交換機からの着信であるから、交換機tは、通過ノードあるいはタンデムノードとして使用されていることを認識する (これは、他のDCRテーブルをアクセスすることによって行われる)。結果として、交換機tは、仮想着信ノードVにダイレクトリンクを張る試みを行うだけである。この試みを行うため、交換機tは主テーブルをアクセスしてノードVを探し、そして、上記の内部リンク分配アルゴリズムを実行することによって、関連するリンクT-V上に呼を送信する。このリンクT-Vは、回線グループt-a, t-b, t-cを含むが、Tにおける比率は、Oにおける比率と同じである必要はない。この呼によりリンクがオーバーフローした場合、これによりDCRネットワークがオーバーフローし、しかるべき処理がなされる。

呼がa, bあるいはcに到着した場合、その仲介着信ノード、すなわち、仮想着信ノードVに達したということが、読み替え処理の間、a, bあるいはcで認識され、その呼はDCRネットワーク31Aを出ていく。仮想着信ノードVへの呼に対しては、a, bあるいはcでDCR経路指定は行われない。実際、ノードA, B, Cは、ノードVの存在を認識していない。これは、交換機a, b, c各々の主DCRテーブルにノードVが入力されていないからである。

## 2. 4 ステータス報告

上述のように、各DCR交換機a, b, c, o, tは、それに関連する回線グルー

プの占有状態を監視する。NP25Aへ報告する場合、交換機は、その回線グループ上の空き回線の数を含む出リンクのステータスと、最後の更新以降の期間においてリンクをオーバフローさせたダイレクト呼の総数を報告する。リンクをオーバフローさせたダイレクト呼は、図4で説明した内部リンクトラフィック分配アルゴリズムに示すように、そのリンクのすべての回線グループをオーバフローさせた呼のみを含む。

## 2. 5 保護許容誤差と安全空き回線

DCRネットワークにおいて、回線グループは、ダイレクト経路指定されたトラフィック及び代替経路指定されたトラフィックの両方の伝送を行うことができる。リンクが飽和状態に近いとき、トラフィックを直ちに完了させるため、代替経路指定のトラフィックがリンク上の余剰空き回線を捕捉しないようにするのが好ましい。DCRアルゴリズムは、この目的を達成するためのメカニズムを具体化するものである。このメカニズムは、保護許容誤差(PA)に基づくものであり、PAは各リンクに関連しており、ダイレクトトラフィックのための容量を確保する。このことは、そのダイレクトリンク上の回線に対してトラフィックが必要とするものを反映していることになる。

保護許容誤差は静的なものであり、その場合、その値は、リンクサイズの与えられた割合に等しい。(リンクサイズは、リンク内のすべての回線グループの回線数の総数である)。このような目的のための適正な値は、リンクサイズの3%

である。これに代えて、保護許容誤差を動的なものとしてもよい。動的な保護許容誤差の詳細については、W. H. キャメロンによる「ダイナミック経路指定のシミュレーション：サービス及び経済のためのクリティカル経路選択機能」(ICC会議, 1998年)、及びジャン レグニア(Jean Regnier)とW. H. キャメロンによる「電話網のための状態依存ダイナミックトラヒック管理」(IEEE通信、1991年11月)を参照されたい。本願では、これら両方とも含む。

DCRアルゴリズムでは、ダイレクトリンクをオーバフローするトラフィックによる代替経路へのアクセスは、その代替経路のリンクがサポートするダイレクトトラフィックによって影響される。このため各リンクには、いくつかの安全空

き回線 (S I C) を算定する。これは、リンク上の空き回線 (I C) の数と、リンクの回線グループがサポートするすべてのダイレクトトラフィックの P A との差として定義づけられる。そこで、直接接続された組に対する代替経路の容量は、それらのリンクの S I C 値に基づくことになる。これらの算定数値は、ダイレクトリンクからオーバフローしているトラフィックのために代替経路を決定することにのみ適用される。ダイレクトリンクのないトラフィックに対する代替経路は、P A を考慮に入れない、空き回線 (I C) の総数に基づくものである。

仮想着信ノードのない D C R において、2つの交換機、例えば (ノード O に関連する) 交換機 o、及び (ノード A に関連する) 交換機 a の間の回線グループは、最大2つのリンク、すなわち、O-A と A-O リンクに属することができる。これに関連して、O-A と A-O リンクに対する S I C は、単に O-A と A-O のダイレクトトラフィックに対する P A を考慮に入れることによって決定できる。

仮想着信ノードを導入することによって、回線グループとリンクとの関連は、より複雑になる。仮想着信ノードへのリンクは、他のリンクへも属することができる回線グループで構成される。例えば、前述のパラグラフにおける例において、交換機 a が仮想着信ノード V の構成要素に関連するならば、回線グループ o-a は、リンク O-A と A-O に加えて、リンク O-V にも属することができる。

仮想着信ノードへのリンクは、ちょうど非仮想着信ノードへのリンクのように、経路指定や代替経路選択を目的とした単一の完全利用可能な構成要素と考えられる。このリンクは、それ自身のダイレクトかつオーバフローとなるトラフィック、

及びリンク計測を有する。経路指定のため、仮想着信ノードへのリンクに提供された呼は、リンク上のすべての空き回線へアクセスする。また、代替経路選択を目的として、仮想着信ノードへのリンクは、その空き回線の総数及び回線グループに適用する総 P A のような、全域的なリンク計測に基づくものと考えられる。

仮想着信ノードは、それ自身のリンクやダイレクトトラフィックを導入しており、また、これらのリンクは、他のリンクと同じ回線グループについて定義できるので、回線グループとダイレクトトラフィックの保護との関係は、上記の D C

Rネットワークよりも複雑になる。この新たな関連において、ダイレクトトラフィックをサポートするすべての回線グループ上にダイレクトトラフィックを予約するために、ICとSICに新たな算定方法を採用することが可能となり、また、それが實際上望ましい。従って、これにより、同一の回線グループを含むリンク間におけるリソースをめぐる競合をより良く管理できる。

新規の2つのアルゴリズムについて説明する。最初のアルゴリズムは、その実行のため以下の情報が必要である。すなわち、

$G_1$  リンク1の回線グループの組、

$IC_g$  報告された、回線グループg上の空き回線の数、

$L_g$  回線グループgを含むリンクの組、

$P_{1,g}$  リンク1の回線グループgに対して、内部リンクトラフィック分配に使用される比率（これらの比率はユーザより供給され、上記の内部リンクトラフィック分配アルゴリズムで使用される比率）、

$PA_1$  現在のDCRが生成し、また上述した、リンク1用に算定した保護許容誤差である。

新規のアルゴリズムは最初に、各リンク1に対して空き回線の数 $IC_1$ を算出する。これは、その回線グループの各々における空き回線数の和である。

$$IC_1 = \sum_{g \in G_1} IC_g$$

そして、各リンクに対して、そのリンクの回線グループにPA値を分配する。その結果、回線グループg上の予約RSV<sub>g</sub>は、

$$RSV_g = \min \left( \sum_{m \in L_g} P_{m,g} \cdot PA_m, IC_g \right)$$

に等しくなる。これにより、

$$RSV_1 = \sum_{g \in G_1} RSV_g$$

に等しい、リンク1に対する総予約レベルRSV<sub>1</sub>が生成される。そして最後に、各リンク1に対して、安全空き回線の数SIC<sub>1</sub>は、

$$SIC_1 = IC_1 - RSV_1$$

に等しくなる。

これらの式により、ネットワークプロセッサがノードの組O-D（ここで、Dは仮想着信ノードであり、現在のDCRアルゴリズムを使用している）に対する推奨経路を算定できる。このアルゴリズムは、基本的に2リンク経路O-T-Dを選択するものであり、リンクO-TとT-Dが最も利用される。

Dが仮想着信ノードであれば、リンクT-Dが複数の回線グループで構成されるようにしてもよい。新規の推奨アルゴリズムは、それがリンクのすべての回線グループ上の空き容量を考慮に入れるので、この状況に適合している。さらに、すべての代替経路指定された呼に対して、回線グループ上の予約レベルが考慮に入れられる。これにより、ネットワークプロセッサからの「啓蒙的な」経路指定の推奨が確実なものとなる。

2番目の新規の呼分配アルゴリズムは、好適には比率 $P_{1,g}$ を使用しない。その代わり、この分配アルゴリズムは、上記の式を使用して空き回線の数 $IC_1$ を算出し、PA値をリンクの回線グループに分配するときに、以下のステップに従って、回線グループg上における予約 $RSV_{1,g}$ を算出する。

ステップ1. すべてのリンク1と回線グループgに対して、現在の $RSV_{1,g}$ が0であれば、以下のステップに進む前にその値が調整される。よって、 $RSV_{1,g}$ は、

$$RSV_{1,g} = \min \left( \frac{IC_g \cdot PA_1}{\#L_g \cdot \#G_1} \right)$$

となる。ここで $\#L_g$ は、回線グループgを含むリンク数であり、 $\#G_1$ は、リンク1中の回線グループ数である。

ステップ2. リンク1に対する回線グループg上の要求予約 $RRSV_{1,g}$ は、以下の式に従ってリンクのPAを回線グループに分配することによって算出される。

$$RRSV_{lg} = \begin{cases} PA_l \cdot \frac{RSV_{lg}}{\sum_{h \in G_l} RSV_{lh}} & \text{if } \sum_{h \in G_l} RSV_{lh} > 0 \\ PA_l \cdot \frac{1}{\#G_l} & \text{otherwise} \end{cases}$$

ここで $\#G_l$ は、リンク $l$ 中の回線グループ数である。

ステップ3. リンク $l$ に対する回線グループ $g$ 上の新規の予約 $RSV_{lg}$ は、

$$RSV_{lg} = \begin{cases} 0 & \text{if } IC_g = 0 \\ IC_g \cdot \frac{RRSV_{lg}}{\sum_{m \in L_g} RRSV_{mg}} & \text{if } \sum_{m \in L_g} RRSV_{mg} > IC_g > 0, \\ RRSV_{lg} & \text{otherwise} \end{cases}$$

で算出される。

ステップ4 回線グループ $g$ 上の予約 $RSV_g$ は、

$$RSV_g = \sum_{m \in L_g} RSV_{mg}$$

として求めることができる。

安全空き回線の数 $SI C_l$ は、上記のようにして算出することができる。

$P_{l,g}$ を使用しないので、この2番目の分配アルゴリズムの方が好ましい。そして、3.2項で示すように、このアルゴリズムは、ネットワークプロセッサ手段が関知しなくても、頻繁に更新できる。

3.0 動的に更新された比率を使用した仮想着信ノードの内部リンクトラフィック管理

図2から図4を参照して説明した実施の形態では、表2に掲げた比率は「固定」、すなわち「オフライン」として算定されたものであり、手動制御によって交換機の格納手段に格納される。これらは自動的に変更されず、また、格納された代替経路指定データのように「リアルタイムに近い形」で変更されない。しかし、比率を動的に更新できるようにそのシステムを変更することによって、とりわけ逼迫時においてサービス品位の改善を図ることを期待できる。便宜上、以降の説明では、その比率が動的に「動的仮想着信ノード」として更新され、それら

のノードが、実際にそれらのコンポーネントで実行される様々な機能に対応するような仮想着信ノードを参照する。従って、図5、図6において、ノードU、Wは「動的仮想着信ノード」である。

比率を動的に更新することは、集中化あるいは分散化できる。それを集中化した場合、共通の中央プロセッサ、便宜的にはネットワークプロセッサ25Aが、交換機より送信された情報を使用して比率を算出し、その後、新規の比率を適切な交換機へ送る。また、分散化した場合には、個々の交換機は、自らが呼の完了率について収集した情報をもとにその比率を更新する。

図5、図6を参照して、集中化、分散化して比率を算出する方法について説明する。図5、図6は、各々が四角で表された5つの交換機e、f、h、j、kで構成されるDCRネットワーク41を示している。このDCRネットワーク41は、各々が楕円で表された6つのノードE、F、H、J、U、Wを有する。なお、図5において、四角の中のラベルは、交換機が果たす役割、すなわち、個別のノードとして、あるいは仮想着信ノードのコンポーネントとしての役割を示している。

動的な仮想着信ノードUは、DCRネットワーク41からローカルエリアネットワーク42へ呼を転送するのに使用され、このノードUは、回線グループh-r、h-s、h-t、j-s、j-tによって交換機h、jに接続される3つの交換機r、s、tで構成される。動的な仮想着信ノードUは、それぞれが、交換機h、j内にある2つのコンポーネントU<sub>h</sub>、U<sub>j</sub>を有する。

動的な仮想着信ノードWは、例えば、回線グループh-q、k-qによって交換機h、kにそれぞれ接続されたTOPSオペレータ端末43、44でオペレータサービスを受けるために使用される。動的な仮想着信ノードWは、交換機h、k

それぞれの中にある2つのコンポーネントを有する。

なお、データ通信ネットワーク46は、図2、図3のデータ通信ネットワーク24Aと比較して、新規の通信エンティティをサポートするため、また、各コンポーネントU<sub>g</sub>、U<sub>h</sub>、W<sub>g</sub>、W<sub>j</sub>から完了能力を集めるために、拡張される必要がある。

### 3. 1 集中化された比率算出



ネットワークプロセッサで比率を算出するため、仮想着信ノードのコンポーネントについての情報、例えば、それらに関連する回線グループやトラフィック量の状態を受信する必要がある。仮想着信ノードは論理的な存在であり、ネットワークプロセッサ45と物理的に通信することはできない、ということを認識しなければならない。そこで、動的な仮想着信ノードの各コンポーネントは、仮想着信ノードに代わって、要求された情報を通信する。ネットワークプロセッサは、各仮想着信ノードのコンポーネントからの情報を集め、それを動的な仮想着信ノードからの情報として「ラベル付け」する。

同じ物理的構成要素が、いくつかの動的な仮想着信ノードに属することができる。異なったコンポーネントがノード1つ1つに関連しているので、単一の物理的構成要素は、いくつかの異なるコンポーネントとして動作する。そして、各コンポーネントは、異なる（できれば関連のない）情報を報告する。さらに、同じ物理的構成要素は発信ノードとしても動作でき、（そのコンポーネントの役割には関連しない）他の情報を報告する。報告の期間には、正常なノードを表わす交換機の構成要素が、最初に自分自身のため通信を行い、その後、仮想着信ノードに代わって報告をする。このようにしてDCRネットワーク41では、交換機e, fが単独で、それぞれノードE, Fとして動作し、交換機kは、仮想着信ノードWのコンポーネントとして単独で動作する。しかし、交換機h, jは、多くの役割を果たす。交換機jにはノードJとして、また、動的な仮想着信ノードUのコンポーネントとして動作する2つの役割がある。交換機hには、3つの役割がある。すなわち、(i)ノードH、(ii)動的な仮想着信ノードWのコンポーネント、そして、(iii)動的な仮想着信ノードUのコンポーネントとして動作する。従っ

て、交換機jは、ネットワークプロセッサ45と通信する際、2度通信する。すなわち、1度はノードJとして通信し、次に再度、仮想着信ノードUの代わりに通信する。また、交換機hは3度通信する。1度目はノードHとして、2度目は仮想着信ノードWの代わりに、そして、3度目は、仮想着信ノードUの代わりに通信を行う。これらのマルチ通信が論理的に異なるものであっても、実際には効率を理由として、これらの通信はNP45に対する単一のメッセージとして凝集

される。

### 3.1.1 ノード及びコンポーネントの監視

上述のように、各発信ノード及びその回線グループの状態は、ネットワーク内で発信ノードとして機能し、以下の情報を備える交換機で計測される。すなわち

- ・各回線グループにおける空き回線数、
  - ・各回線グループにおける総回線数、
  - ・本発明の実施の形態に係る動的な仮想着信ノードでは直接使用されない、DCR及び仮想着信ノードに関連した他の情報、
- である。

この情報は、上述のように一定間隔でネットワークプロセッサ45に通知される。

上述のように、NP45の位置づけから、各ノード及び各コンポーネントは異なる論理エンティティであり、NP45と各エンティティ間の通信は、NP45からは独立しているものと考えられる。このように、図5に示す実施の形態では、DCRネットワーク41に対するNP45は、ネットワークの8つのエンティティと8つの通信セッションを維持する。すなわち、発信ノードE, F, H, J、動的な仮想着信ノードUのコンポーネントU<sub>g</sub>とU<sub>h</sub>、そして、動的な仮想着信ノードWのコンポーネントW<sub>g</sub>, W<sub>j</sub>である。

仮想着信ノードU, Wへのリンクに係る回線グループ間における、動的な内部リンクトラフィック割当てに対する制御工程は、以下の6つの主たるサブ工程からなる。これらの内のいくつかは、本発明の第1の実施の形態と共通である。

1. コンポーネントに呼が到着した際に呼を完了させるための、仮想着信ノードの各コンポーネントのリアルタイム性能の計測。これは動的な仮想着信ノードのコンポーネントによってなされ、その動的な仮想着信ノードに関連する呼のみが考慮に入れられる。

2. ノード及び回線グループのリアルタイム状態の計測。これは、発信ノードとして動作する交換機、すなわち、e, f, h, j でなされる。

3. 交換機とネットワークプロセッサ45との間において、通信ネットワーク46を介してネットワークプロセッサ45で行う上記情報の収集。

4. 動的な仮想着信ノードへの各リンクに対する内部リンク通信の分配に使用される比率の、ネットワークプロセッサ45による算出。

5. ネットワークプロセッサ45と発信ノードの交換機との間における、通信ネットワーク(46)を介した、発信ノードへのこれらの比率の通信。

6. 内部リンクトラフィック分配のための、これらの比率の適用。これは、古い比率を新しい比率で置き換えることで各々のテーブル(表2)の更新をする、発信ノードとして動作する交換機、すなわち、e, f, h, j でなされる。

これらのサブ工程は、一定間隔で、便宜上は通常の経路指定情報の転送と同時に繰り返される。

### 3.1.2 コンポーネント状態の監視

動的な仮想着信ノードの各コンポーネント $U_h, U_j, W_h, W_k$ の状態、すなわち、呼を完了するための能力は、「完了能力」と呼ばれる評価尺度を使用して、コンポーネント自身で算出される。これは、コンポーネントから、DCRネットワーク(ローカルネットワーク42、あるいは特定の実施の形態におけるTOPS端末43, 44において)外の対応する最終着信先までの空き容量に基づく計測であり、コンポーネントに呼が到着した際にコンポーネントが呼を完了する能力を反映するものである。この計測は、対応する動的な仮想着信ノードに関連する呼のみを考慮する。

特殊な形態の動的な仮想着信ノード(そのネットワークの「意味」)をもとにした場合、コンポーネントの完了能力の正確な定義は異なってくる。そこで、

ローカルネットワーク42における最終着信先に対するコンポーネント $U_g, U_h$ の完了能力は、オペレータ端末43, 44に対するコンポーネント $W_g, W_j$ の完了能力と同様には定義できない。これは、呼が同じ着信先に送られるわけではないし、トラヒック及び呼の特性が異なるからである。動的な仮想着信ノードの個々の特定アプリケーションは、特定の完了能力の計測が定義されていることを要求する。報告されるデータがアプリケーションにより違ったとしても、完了能

力を定義するためには、以下の規則に従う。

- ・ 各コンポーネントは、0以上の単一の整数で表現される計測を報告しなければならない。
- ・ 計測は、コンポーネントの絶対的な完了能力を示すものでなければならない。相対的な完了能力（全能力に対する空き容量の割合）は避けるべきである。
- ・ 計測は、厳密に単調増加する（空き容量が多い程、数値が大きくなる）ものでなければならない。さらに計測は、できる限り線形に近いものでなければならない。
- ・ それ以上の空き容量がない場合に限り、つまり（現在の状態において）コンポーネントによってすべての呼が拒絶される場合、ゼロ（0）を報告しなければならない。
- ・ 与えられた動的な仮想着信ノードのコンポーネントによって報告された計測は、互いに直接、比較できるものでなければならない。これは、異なる動的な仮想着信ノードのコンポーネント間では必要ない。

このように、仮想着信ノードUのコンポーネントにとって、完了能力の計測は、コンポーネントU<sub>g</sub>, U<sub>h</sub>からローカルネットワーク42までの空き回線の総数として定義される。それ故、交換機hにあるノードUのコンポーネントU<sub>h</sub>の完了能力は18（5+3+10、回線グループh-r, h-s, h-t内の回線数）である。交換機jにあるノードUのコンポーネントU<sub>j</sub>の完了能力は25（10+15、回線グループj-s, j-t内の回線数）である。

仮想着信ノードWの各コンポーネントW<sub>h</sub>, W<sub>k</sub>に対して、完了能力の計測は、サービス待ちの呼の待ち行列についての余剰容量の組み合わせ、及び、手の空いているオペレータ数の組み合わせとして定義可能である。この場合、待ち時間を

少なくするため、手の空いているオペレータ数にさらに重み付けをする。計測結果は、手の空いているオペレータ数の10倍に待ち行列の余剰容量を加えたものとなる。例えば、端末44が一人の空きオペレータと、10の呼に対する待ち行列の余剰容量がある場合、交換機kにあるコンポーネントW<sub>k</sub>の完了能力は、2

0 (10・1+10) となる。同様に、端末43に空きオペレータがなく、8個の呼に対して待ち行列の余剰容量がある場合、交換機hにあるノードWのコンポーネントWhの完了能力は、8 (1.0・0+8) となる。

### 3.1.3 中央プロセッサによる比率の算出

動的な仮想着信ノードへの各リンクに対して、ネットワークプロセッサ45が、そのリンクの各回線グループの比率を算出する、ということを認識しなければならない。発信元ノード、及び動的な仮想着信ノードのコンポーネント（上記のステップを参照）から供給される以下の情報が、これらの算出を行うのに必要となる。

CC<sub>c</sub> コンポーネントcが報告する完了能力,

C<sub>1,g</sub> その方向にリンク1内の回線グループgが進む、動的な仮想着信ノードのコンポーネント,

G<sub>1</sub> リンク1の回線グループの組,

IC<sub>g</sub> 回線グループg上の報告された空き回線数,

L<sub>g</sub> 回線グループgを含むリンクの組,

P<sub>1,g</sub> リンク1内の回線グループgに現在使用されている比率,

PWF 比率の算出に使用される重み付け係数,

この重み付け係数PWFは、システムの反応性を制御するためユーザが設定する。PWFの適切な値は、0.45である。

この算出は、以下の3.1.3.1節から3.1.3.5節で説明するように、5つのステップにおいて行う。

#### 3.1.3.1 回線グループの空きに基づく重み

最初のステップでは、動的な仮想着信ノードそれぞれへの各リンクへの各々の回線グループに対して、その空き回線数に基づく重みを算出する。回線グループgに対する第1の重みW<sub>1g</sub>は、

$$W_{1g} = \frac{IC_g}{\#L_g}$$

で算出される。ここで#L<sub>g</sub>は、回線グループgを含むリンク数である。図5に

示す例では、以下の値が算出される。

$$W1_{e-h} = \frac{10}{\#\{E-H, E-U, E-W, H-E\}} = 2,5$$

$$W1_{e-k} = \frac{15}{\#\{E-W\}} = 15$$

$$W1_{f-h} = \frac{5}{\#\{F-H, F-U, F-W, H-F\}} = 1,25$$

$$W1_{f-j} = \frac{12}{\#\{F-J, F-U, U-F\}} = 4$$

$$W1_{f-k} = \frac{0}{\#\{F-W\}} = 0$$

### 3.1.3.2 コンポーネントの完了能力に基づく重み

第2のステップは、動的な仮想着信ノードそれぞれへの各リンクの各々の回線グループに対して、動的な仮想着信ノードのコンポーネントの完了能力に基づく重みの算出に関する。リンク1の回線グループgに対する第2の重み $W2_{1,g}$ は、

$$W2_{1,g} = CC_{c_{1,g}} \cdot \frac{W1_g}{\sum_{i | C_{1,i} = c_{1,g}} W1_i}$$

として算出される。

上記の式において分母が0のとき、その代わりに以下の式が使用できる。

$$W2_{1,g} = CC_{c_{1,g}} \cdot \frac{1}{\#\{i | C_{1,i} = c_{1,g}\}}$$

ここで、 $\#\{i | C_{1,i} = c_{1,g}\}$  は、回線グループgとして同じコンポーネントに接続する、リンク1内の回線グループの数である。図5に示す例では、以下の値が算出される。

$$W2_{E-U, e-h} = 18 \cdot \frac{2,5}{2,5} = 18$$

$$W2_{E-W, e-h} = 8 \cdot \frac{2,5}{2,5} = 8$$

$$W2_{E-W, e-k} = 20 \cdot \frac{15}{15} = 20$$

$$W2_{F-U, f-h} = 18 \cdot \frac{1,25}{1,25} = 18$$

$$W2_{F-U, f-j} = 25 \cdot \frac{4}{4} = 25$$

$$W2_{F-W, f-h} = 8 \cdot \frac{1,25}{1,25} = 8$$

$$W2_{F-W, f-k} = 20 \cdot \frac{1}{\# \{f-k\}} = 20 \quad \text{because} \quad \sum_{i | C_{F-W, i} = k} W1_i = 0$$

### 3.1.3.3 結合された重み

第3のステップは、上記で得られた第1及び第2の重みを結合する。リンク1の回線グループgに対する、結合された重み $W_{1, g}$ は、

$$W_{1g} = \sqrt{W1_g \cdot W2_{1g}}$$

として算出される。図5に示す例では、以下の値が算出される。

$$W_{E-U, e-h} = \sqrt{2,5 \cdot 18} = 6,708$$

$$W_{E-W, e-h} = \sqrt{2,5 \cdot 8} = 4,472$$

$$W_{E-W, e-k} = \sqrt{15 \cdot 20} = 17,32$$

$$W_{F-U, f-h} = \sqrt{1,25 \cdot 18} = 4,743$$

$$W_{F-U, f-j} = \sqrt{4 \cdot 25} = 10$$

$$W_{F-W, f-h} = \sqrt{1,25 \cdot 8} = 3,162$$

$$W_{F-W, f-k} = \sqrt{0 \cdot 20} = 0$$

### 3.1.3.4 比率

第4のステップでは、結合された重みを比率に変換する。リンク1の回線グループgに対する比率 $WP_{1, g}$ は、

$$WP_{Lg} = \frac{W_{Lg}}{\sum_{i \in G_1} W_{Li}}$$

として算出される。

上記の式において分母が0のとき、その代わりに以下の式が使用できる。

$$WP_{Lg} = \frac{1}{\#G_1}$$

ここで $\#G_1$ は、リンク1内の回線グループ数である。図5に示す例では、以下の値が算出される。

$$WP_{E-U, e-h} = \frac{6,708}{6,708} = 1$$

$$WP_{E-W, e-h} = \frac{4,472}{4,472 + 17,32} = 0,2052$$

$$WP_{E-W, e-k} = \frac{17,32}{4,472 + 17,32} = 0,7949$$

$$WP_{F-U, f-h} = \frac{4,743}{4,743 + 10} = 0,3218$$

$$WP_{F-U, f-j} = \frac{10}{4,743 + 10} = 0,6784$$

$$WP_{F-W, f-h} = \frac{3,162}{3,162 + 0} = 1$$

$$WP_{F-W, f-k} = \frac{0}{3,162 + 0} = 0$$

### 3.1.3.5 更新され、発信ノードへ送られる比率

最後に、上記のステップで得られた比率は、発信ノードへ送る比率を得るため、その前のサイクルで使用される比率と結合される。リンク1の回線グループgに対する比率 $P_{1,g}$ は、

$$P_{1,g} = WP_{1,g} \cdot PWF + P'_{1,g} \cdot (1 - PWF)$$

として算出される。ここで $P'_{1,g}$ は、更新前、すなわち前回のサイクルにおけるリンク1内の回線グループに対する比率である。

図5に示す例では、PWFが0.45であり、すべての $P'_{1,g}$ が50% (100%である $P'_{E-U, e-h}$ を除いて) であるとして、以下の値が算出される。



$$P_{E-U, e-h} = 1 \cdot 0,45 + 100\% \cdot (1-0,45) = 100,0\%$$

$$P_{E-W, e-h} = 0,2052 \cdot 0,45 + 50\% \cdot (1-0,45) = 36,73\%$$

$$P_{E-W, e-k} = 0,7949 \cdot 0,45 + 50\% \cdot (1-0,45) = 63,27\%$$

$$P_{F-U, f-h} = 0,3218 \cdot 0,45 + 50\% \cdot (1-0,45) = 41,98\%$$

$$P_{F-U, f-j} = 0,6784 \cdot 0,45 + 50\% \cdot (1-0,45) = 58,03\%$$

$$P_{F-W, f-h} = 1 \cdot 0,45 = 50\% \cdot (1-0,45) = 72,50\%$$

$$P_{F-W, f-k} = 0 \cdot 0,45 + 50\% \cdot (1-0,45) = 27,50\%$$

### 3. 1. 4 発信ノードへの比率の通信

ネットワークプロセッサは、周期的に、便宜上は周期的な代替経路指定の更新が行われると同時に、データ通信ネットワーク 4 6 を介して、比率を発信ノードへ送る。

### 3. 1. 5 比率の適用

発信ノードが NP から、リンクに対する新規の比率を受信した場合、そのノードは、それらを実行しなければならない。これは、主 DCR テーブル内の比率を、受信した新規の値に更新することによって行われる。このテーブルは、図 2 乃至図 4 にでて説明した実施の形態において使用した比率テーブル（表 1）と同じであるが、その実施の形態では、比率は静的であった。

ネットワークプロセッサにとって、比率を算出し、それらを通常の経路指定情報とともに交換機の構成要素に送信する方が便利であっても、比率には個別のプロセッサが使用でき、それがネットワークプロセッサ手段の一部となり得る。

### 3. 2 分散して行う比率の算出

比率を最適なものに維持するために、それらを自動的に更新することは、必ずしも、中央プロセッサとネットワークの交換機と仮想ノードのコンポーネントとの間における付加情報の通信が必要となるわけではない。もちろん、中央プロセッサの介在なしに、同じ目的を達成できる他の方法を規定することも可能である。以降に説明する別の手順では、オーバーフローとなる呼と、既存の信号メッセージ（標準的な CCS 7 メッセージ）を監視することによって、比率を動的に更

新するための付加情報を得ることができ、この情報は交換機で直接処理される。この目的のために交換機で監視される信号メッセージは、理由付き解放（RWC）メッセージと呼ばれている。このようなメッセージは、呼を完了できないときにはいつでも送信される。このメッセージ内の特定フィールドは、未完了の理由を示している。従って、交換機の構成要素が、リンク内の回線グループについての試みが成功したか否かを決定できる。以下の場合を除いて、その試みは成功したと考えられる。すなわち、

- ・ 呼が回線グループをオーバフローさせた（すべての回線が塞がっていた）場合、あるいは、
- ・ 呼がその回線グループで伝送されたが、それが阻止されたことを示す、理由付き解放メッセージを伴って返送されてきた場合、である。

このようなことが起きた場合、呼の経路指定の処理能力を最適化するために、交換機の構成要素は、そのリンクに対する比率を更新することが可能である。以下の3.2.1節に、この構成の詳細を説明する。

図6は、図5と異なっている。これは、個別の交換機構成要素で比率を自動的に更新することが、DCRネットワークに変化をもたらすという理由による。従って、図6のネットワークでは、データ通信ネットワーク46Aと交換機kとの間にデータリンクがない。これは交換機kが、仮想着信ノードWに代わって通信をしないからである。また、交換機jから交換機fへの破線RWCは、交換機fが、理由付き解放メッセージを監視し、その交換機が仮想着信ノードU（そこでの交換機jはコンポーネントである）への経路指定を試みた呼に対してオーバフローさせていることを示している。図6のネットワークプロセッサ45Aもまた、図5のそれとは異なる。これは、プロセッサ45Aは比率の算出を行わず、仮想着信ノードU, WのコンポーネントU<sub>h</sub>, U<sub>j</sub>, W<sub>h</sub>, W<sub>k</sub>とは、もはや通信セッションを持たないからである。このようにネットワークプロセッサ45Aは、交換機hとの間で、3個ではなく、たった1つの通信セッションを維持し、交換機jとの間で、2つではなく単に1つの通信セッションを有し、交換機kとの間で

、1ではなく、全く通信セッションを持たない。

### 3.2.1 比率の自動更新

比率を動的に更新するため、各交換機は、そのマルチ回線グループのリンクの各々に対して、以下の変数を保持する。

N : リンク内の回線グループ数 (2以上) 、

LASTCG : オーバフローあるいは理由付き解放メッセージを有していた最後の回線グループのリンク中のインデックス (1からN) 、

LASTOVF : 回線グループLASTCGに対するオーバフロー及び/または連続する理由付き解放メッセージの数 (1あるいはそれ以上) 、

CGCTR : その比率を更新した最後の回線グループのリンク中のインデックス (1からN) 、

動的な仮想着信ノードへのリンク中の回線グループCGを使用して呼の経路指定を試みた結果が、オーバフロー、あるいは所定の理由の組の1つを指定する理由付き解放 (RWC) メッセージとなった場合、交換機は、比率に対して以下の変更を施す。

1. 回線グループCGのインデックスがLASTCGであれば、LASTOVFに1を足す。そうでなければ、LASTCGを回線グループCGのインデックスに設定し、LASTOVFを1に設定する。

2. 更新がオーバフローによるものである場合、

- (a) MAXDECをLASTOVF%の最小値、及び回線グループCGの現在の比率に設定する。

そうでない場合 (更新は、理由付き解放メッセージによる) は、

- (b) MAXDECを、N倍したLASTOVF%の最小値、及び回線グループCGの現在の比率に設定する。

3. 回線グループCGの現在の比率からMAXDECを引く。

4. MAXDEC回、繰り返す。

- (a) CGCTRに1を足す。すなわち、 $CGCTR > N$ であれば、CGC

TRを1に設定する。

(b) CGCTR=LASTCGであれば、ステップ4の(a)へ戻る。

(c) インデックスCGCTRを有する回線グループの現在の比率に1%を付加する。

このアルゴリズムにより、そのリンク中の回線グループの比率の合計は、常に100%となる。

そこで、図6を参照して一例を説明する。この例においてリンクF-Uは、2つの回線グループf-h（インデックス1）とf-j（インデックス2）とからな

る。ここで、現在のリンクF-Uの比率は、回線グループf-hに対しては40%、回線グループf-jに対しては60%とする。また、リンクF-Uに対しては、LASTCGの現在の値は2、LASTOVFの現在の値が2、そして、CGCTRの現在の値は1であるとする。

交換機fから発信され、ローカルネットワーク42へ向かう呼を考え、このような呼が、交換機fで着信ノードUに関連するよう変換されたとした場合、経路指定はノードUに対して進められる。交換機fでの第1のステップは、Uにダイレクトリンクを張るよう試みることであり、これは、2.2節で説明した分配アルゴリズムを使用して行う。

リンクF-U内において、回線グループf-jが、この呼に対してリンクを試みる第1の回線グループとして選択された（これは、60%の確率で起こる）とした場合、交換機fは、回線グループf-jを使用して、その呼を交換機jに送信する。しかし、交換機jにおいて1度、交換機jからの適切な出回線がすべて塞がっているため、その呼を完了できないとした場合、この時点において交換機jは、その呼が阻止された理由を示す理由付き解放メッセージを生成し、それを交換機fに送る。

このRWCメッセージが交換機fで受信されたならば、このメッセージが上記のアルゴリズムの実行を起動する。この呼はノードUに送られるので、交換機fは、リンクF-U用のデータを使用する。「障害のある」回線グループf-jのインデックス（ここでは2）がLASTCGに等しいので、第1のステップではL

ASTOVFを1インクリメントし、これによりLASTOVFが3になる。

理由付き解放メッセージによって更新がなされるので、ステップ2では、MAXDECを $3\% \times 2$ と60%の内、最小のもの、すなわち6%に設定する。

ステップ3では、回線グループf-jの現在の比率を6%減らして、54%にする。

最後にステップ4で、そのリンクの他のすべての回線グループに、この6%を再配分する。この場合、他の回線グループとして、ただ1つの回線グループがあるだけなので、その回線グループが6%全体の増加を受ける。従って、回線グループf-hの比率は46%となる。

上記のアルゴリズムは、オーバフローに対するよりもRWCメッセージに対して、より大きな重み付けをする（ステップ2を介して）。そこで、上記のステップ2全体を、以下のように変えることができる。

2. MAXDECをLASTOVF%の最小値、及び回線グループCGの現在の比率に設定する。

3. 2節で説明した、分散して算出した比率を使用する代替手順は、3.1節に述べた手順より簡単であり、コストの節約となる。それは、交換機が、比率の更新と関連させてネットワークプロセッサと通信をする必要がないからである。

#### 産業上の応用

本発明の実施の形態では、呼が単一の交換機を介してネットワーク外へ出なければならないとするネットワークに比べて、DCRネットワークからの改良された出口を提供する仮想着信ノードを採用している。仮想着信ノードは、他の方法や他の目的にも使用でき得るものである。また、本発明は、動的な経路指定を使用しない通信ネットワークでも用いることができる。

以上、本発明の実施の形態について詳述したが、それらは説明及び例であって、発明を限定するものとして働かないことは明らかであり、本発明の精神及び範囲は、添付の請求項のみで限定される。

【図1】

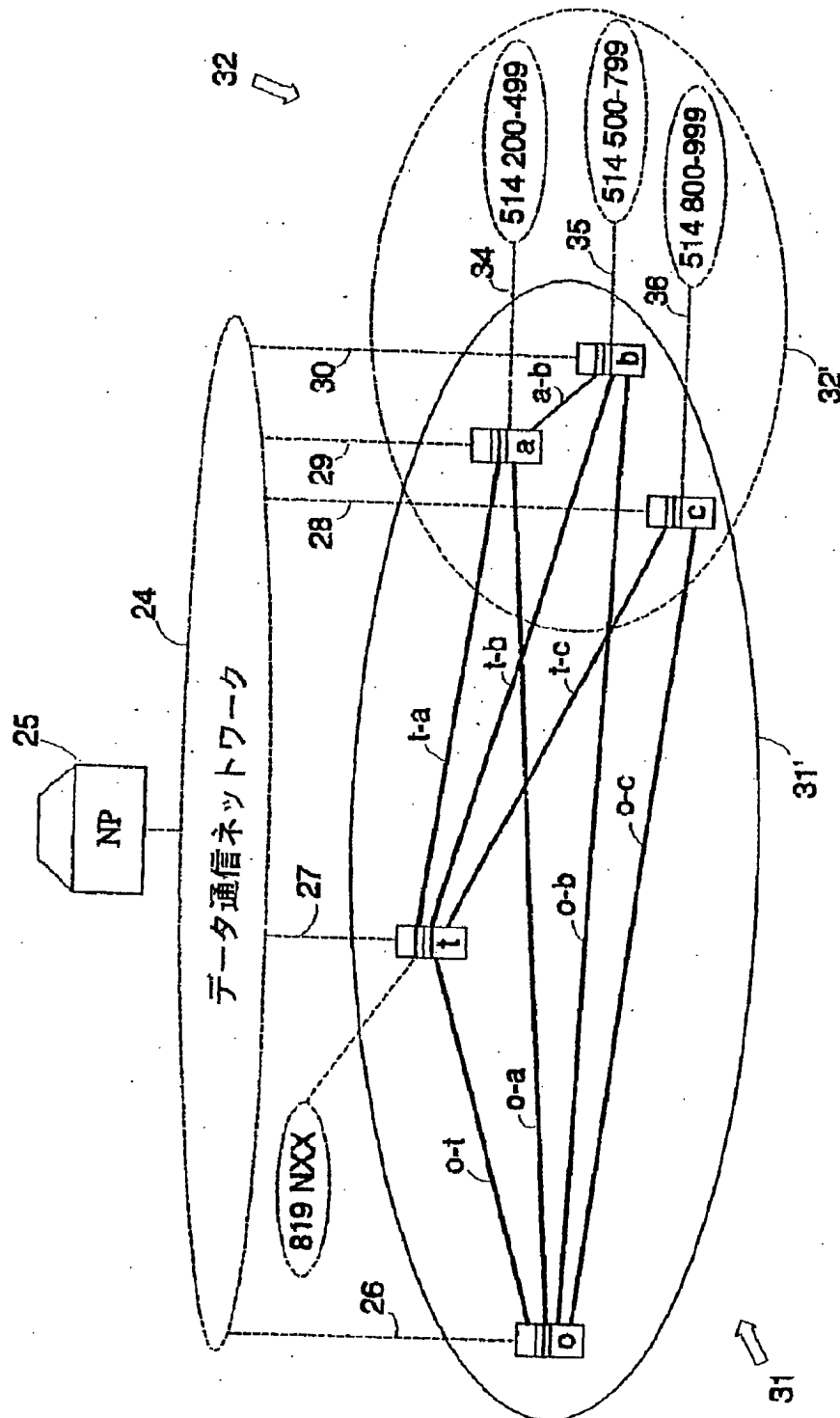


FIG. 1

【図2】

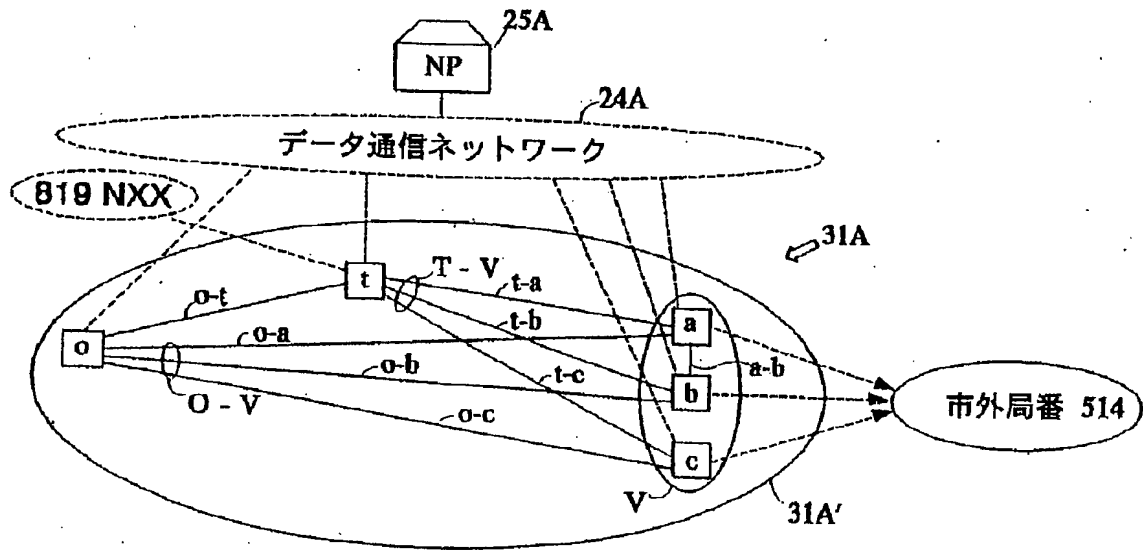


FIG. 2

【図3】

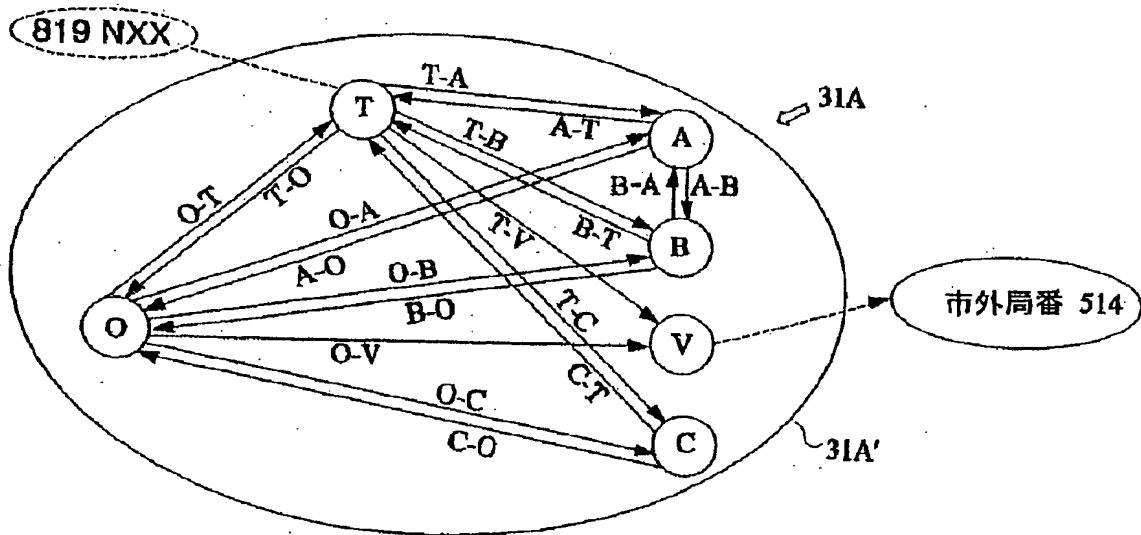


FIG. 3

【図4】

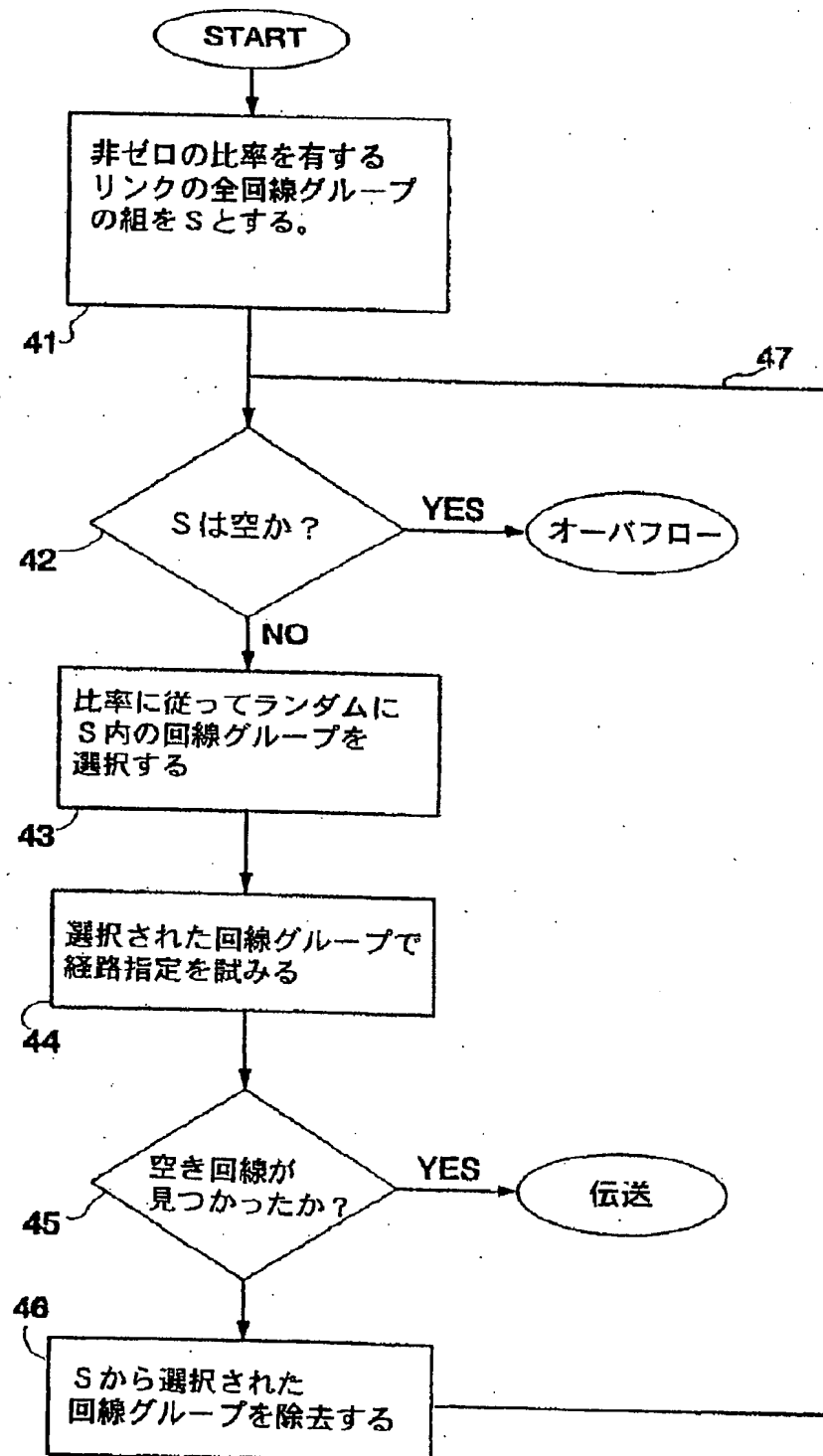
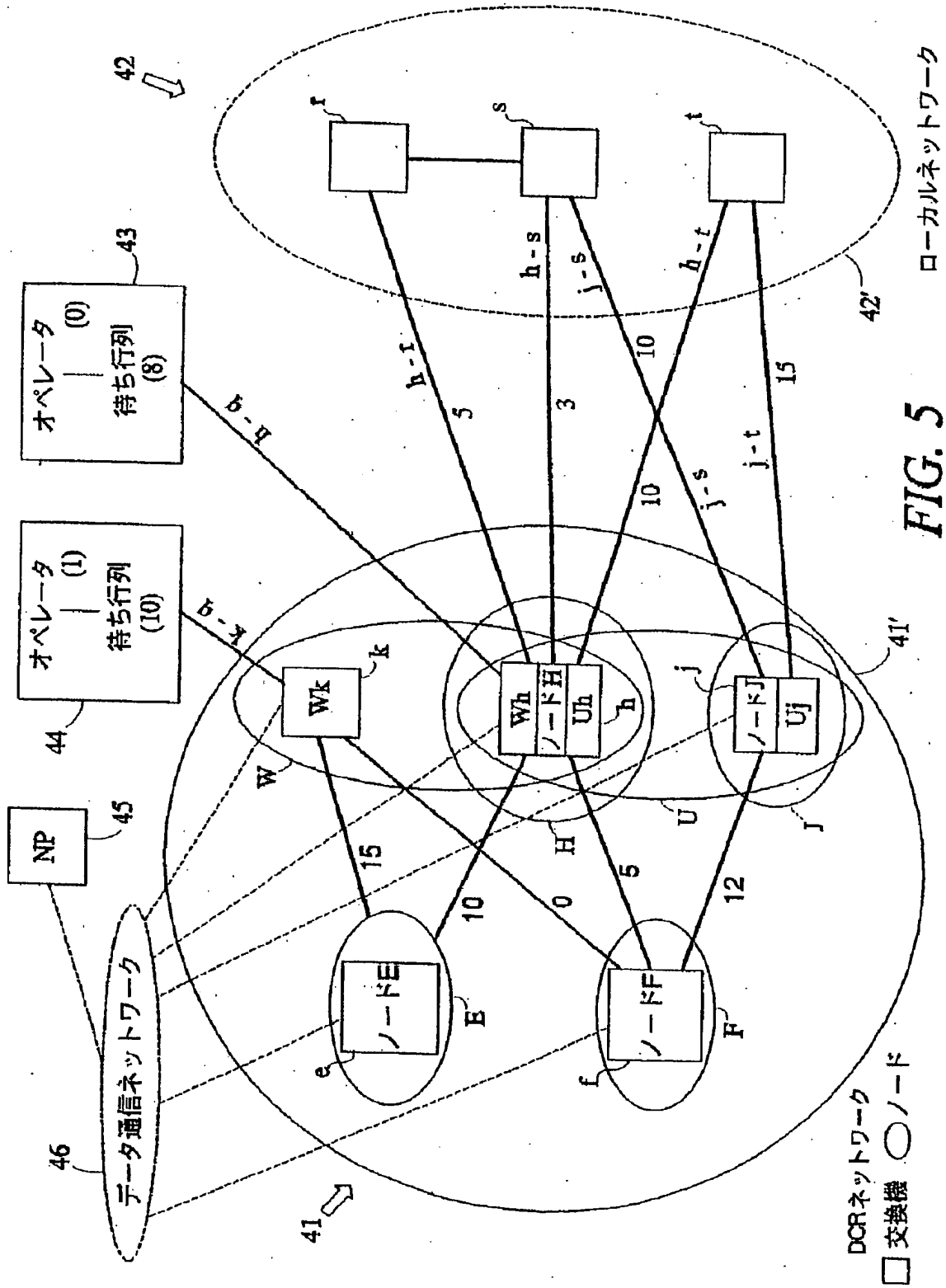


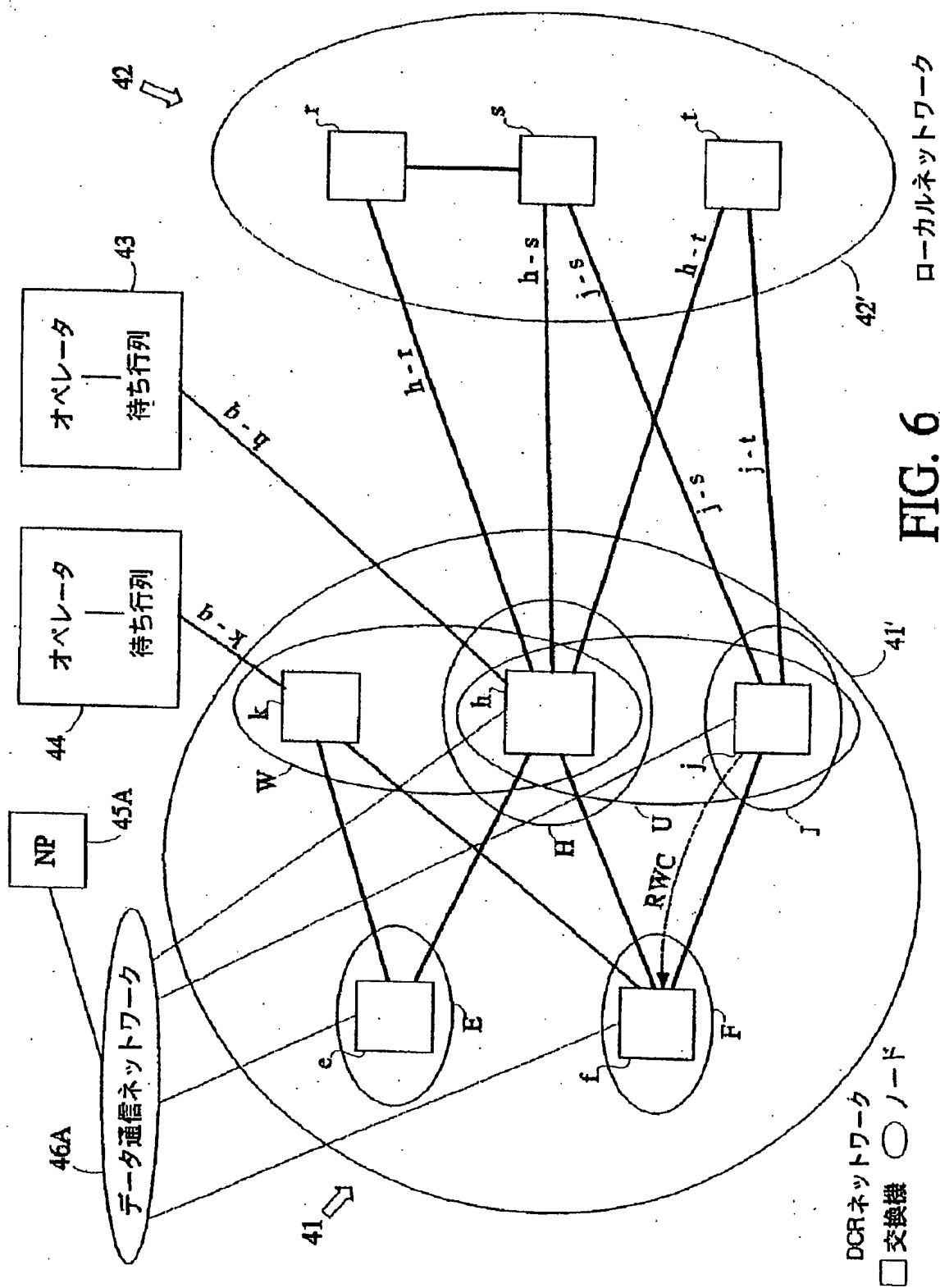
FIG. 4



【図5】



【図6】



【国際調査報告】

## INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Internat. Application No. PCT/CA 95/00600		
A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER IPC 6 H04Q3/66		
According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC		
B. FIELDS SEARCHED Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols) IPC 6 H04Q		
Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched		
Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practical, search terms used)		
C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT		
Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X	US,A,4 284 852 (SZYBICKI ET AL.) 18 August 1981 cited in the application see abstract see column 1, line 58 - column 2, line 54 see column 3, line 16 - column 4, line 35 see column 5, line 26 - column 6, line 68; figure 5	1-3,6, 18-20,23
Y		4,21
Y	EP,A,0 372 270 (NIPPON TELEGRAPH AND TELEPHONE) 13 June 1990 see abstract see page 5, line 1 - line 30 see page 8, line 32 - page 9, line 8 -/-	4,21
<input checked="" type="checkbox"/> Further documents are listed in the continuation of box C. <input checked="" type="checkbox"/> Patent family members are listed in annex		
* Special categories of cited documents: "A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance "B" earlier document but published on or after the international filing date "L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified) "O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means "P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed "T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention "X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone "Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art "&" document member of the same patent family		
Date of the actual completion of the international search 26 March 1996		Date of mailing of the international search report 12 04 96
Name and mailing address of the ISA European Patent Office, P.B. 5818 Patentlaan 2 NL - 2280 HV Rijswijk Tel. (+31-70) 340-2040, Tx. 31 651 cpo nl, Fax (+31-70) 340-1016		Authorized officer Lambley, S

## INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Internation Application No  
PCT/CA 95/00600

C.(Continuation) DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT		
Category *	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	EP,A.0 538 853 (FUJITSU) 28 April 1993  see abstract see page 8, line 35 - page 10, line 3; figure 8  ---	1-4,9, 10, 18-21, 26,27
A	INTERNATIONAL SWITCHING SYMPOSIUM, SESSION C6, PAPER 2, vol. 4, 28 May 1990 STOCKHOLM SE, pages 173-179, XP 000130915 COAN ET AL. 'A distributed protocol to improve the survivability of trunk networks' see page 173, left column, last paragraph - page 174, left column, paragraph 2 see page 174, right column, paragraph 1 - page 175, right column, paragraph 1  ---	1,4,9, 18,21,26
A	US,A,5 311 585 (ARMSTRONG ET AL.) 10 May 1994 see abstract see column 5, line 56 - column 10, line 3  ---	1,4,9, 18,21,26
A	IEEE COMMUNICATIONS MAGAZINE, vol. 28, no. 10, October 1990 NEW YORK US, pages 42-53, XP 000165754 REGNIER ET AL. 'State-dependent dynamic traffic management for telephone networks' cited in the application  -----	

## INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Information on patent family members

International Application No  
PCT/CA 95/00600

Patent document cited in search report	Publication date	Patent family member(s)	Publication date
US-A-4284852	18-08-81	CA-A- 1118084	09-02-82
EP-A-372270	13-06-90	JP-A- 2277354	13-11-90
		JP-A- 2153695	13-06-90
		CA-A,C 2002613	05-06-90
		US-A- 4991204	05-02-91
EP-A-538853	28-04-93	JP-A- 5114910	07-05-93
		CA-A- 2081051	23-04-93
US-A-5311585	10-05-94	NONE	

---

フロントページの続き

- (72)発明者 レグニエル・ジャン  
カナダ国, エイチ7エヌ 3 ジェイ9, ケ  
ベック, ラバル, ル デュサルト 11
- (72)発明者 キャロン・フランス  
カナダ国, エイチ3イー 1 ケイ7, ケベ  
ック, パーダン, ル コロット 254

【要約の続き】

ドへのリンクを介して呼の経路指定を試みる際には、交換機構成要素は、この比率をもとに回線グループに経路指定を試みる。